

사물인터넷 환경을 위한 IEEE 802.15.4 프로토콜 모델링과 최적화 방안

Modeling and Optimization of the IEEE 802.15.4 Protocol for Internet of Things

김태석

배재대학교 경영학과

Tae-Suk Kim(itmkim@pcu.ac.kr)

요약

본 논문에서는 사물인터넷 환경에서 사용되는 저전력 통신 기술인 IEEE 802.15.4 MAC (Media Access Control) 프로토콜의 성능 분석을 수행한다. 사물인터넷 환경에서는 기기 종류가 다양하고 생성되는 트래픽 특성도 상이하기 때문에 기존 연구와는 달리 트래픽이 혼재되어 있는 heterogeneous traffic 환경을 고려한다. 마코프 체인을 통해 프로토콜의 성능을 MAC 파라미터의 함수로 도출하였고 이를 기반으로, 사용되고 있는 애플리케이션을 위한 에너지 효율적인 최적 MAC 파라미터를 실시간으로 찾는 프레임워크를 설계하였다. 제안 방식은 기존의 파라미터를 고정시켜 운용하는 방법 대비 에너지 이득이 있음을 애플리케이션 시나리오별 비교를 통해 보였고, 제안된 프레임워크가 연산 능력의 한계를 가지는 소형 기기에서도 충분히 사용될 수 있음을 정확도와 속도 측면에서 검증하였다.

■ 중심어 : | 사물인터넷 | 저전력 통신 | MAC | IEEE802.15.4 | 마코프 체인 |

Abstract

In this paper, we perform analysis of the performance of low-power communication technology, IEEE 802.15.4 MAC (Media Access Control) protocol used in internet of things. Wide variety of devices in internet of things generate different kinds of traffic characteristics and heterogeneous traffic environment is therefore considered in contrast to existing works. With the help of the Markov chain the performance of the protocol is derived as a function of the MAC parameters and based on the results a framework to determine energy-efficient optimal MAC parameters for applications in real time is proposed. Proposed method is shown to be more efficient in terms of energy consumption through performance comparison over application scenarios compared to operation with fixing MAC parameters, and its practicability on small devices with limited computing power is verified through evaluating the accuracy and speed of the proposed framework.

■ keyword : | Internet of Things | Low-power Communication | MAC | IEEE 802.15.4 | Markov Chain |

* 이 논문은 2016학년도 배재대학교 교내학술연구비 지원에 의하여 수행된 것임.

접수일자 : 2016년 07월 14일

심사완료일 : 2016년 08월 01일

수정일자 : 2016년 08월 01일

교신저자 : 김태석, e-mail : itmkim@pcu.ac.kr

I. 서론

사물인터넷(Internet of Things: IoT)은 모든 사물을 통신기술을 통해 상호 연결하여 다양한 정보를 공유하고 차세대 서비스를 제공할 수 있는 통신환경을 말한다 [1]. 무선 MAC (Medium Access Control)과 라우팅 기술은 사물인터넷의 핵심 네트워크 기술 요소로서, 최근 이와 관련된 활발한 연구가 진행되고 있다. 사물인터넷을 위한 MAC 프로토콜은 매체접근방식에 따라 스케줄링 기반, 경쟁기반, 하이브리드 기반방식으로 분류할 수 있다[2]. 스케줄링 기반 MAC 프로토콜은 시간을 슬롯 단위로 나누어 무선 채널에 패킷을 전송 또는 수신하게 된다. 장점으로는 패킷 충돌, overlistening 문제 등을 최소화할 수 있지만 전체 네트워크 토폴로지에 대한 제어가 필요하기 때문에 구현 복잡도가 큰 단점이 있다. 경쟁 기반 방식은 중앙 집중적 관리가 필요하지 않지만 경쟁으로 인한 에너지 비효율성이 발생한다. 하이브리드 방식은 경쟁 기반 방식과 스케줄링 기반 프로토콜의 장점을 결합한 형태인데 경쟁 기반의 추계적 동작과 스케줄링의 확정적 동작이 결합되어 분석과 설계에 있어 복잡도가 높은 한계가 있다. 한편, 기존 센서 네트워크를 위해 제안된 많은 MAC 프로토콜들도 사물인터넷을 위해 고려될 수 있는데 패킷 전송전력을 최소한의 필요전력 수준으로 유지하면서 지연시간을 줄일 수 있는 방식[3] 등이 제안되었다.

사물인터넷을 위한 네트워킹 기술의 주요 이슈는 기존 TCP/IP 기반 인터넷 기술의 적용인데 이를 위해 네트워크 계층과 MAC 계층 간의 프로토콜 연동을 위해 기존 IEEE 802.15.4 네트워크 기반 적응 계층(adaptation layer)인 6LoWPAN과 이를 바탕으로 BLE, NFC 등의 다양한 저전력 모듈들을 위해 보완된 6Lo [4]기술들이 제안되었다. 더불어, 전력이 제한된 네트워크에서 네트워크의 존속 시간을 유지하려는 라우팅 프로토콜에 관한 연구도 많이 진행되었는데 패킷 당 최소 에너지 소요값, 네트워크 연결 최대화값, 노드 전력 수준의 최소 분산값, 최대 노드 비용의 최소화 값 등의 다양한 목적을 만족시키기 위한 연구들이 제안되었다[5].

본 논문에서는 저전력 요구 사항을 갖는 헬스케어,

빌딩 및 산업 자동화 등의 사물인터넷 응용에서 많이 사용되는 네트워킹 기술인 ZigBee의 매체접근 프로토콜 분석을 다룬다. ZigBee는 에너지 효율적인 무선 매체 제어를 위해 IEEE 802.15.4를 MAC (Media Access Control) 프로토콜로 채택하였다[6]. IEEE 802.15.4는 MAC 파라미터 설정을 통해 무선 매체에 대한 접근을 제어하는데 이는 전력 소모와 직결된다. 최근 IEEE 802.15.4 MAC 성능 분석에 관한 몇몇 연구가 출판되었다. 그들 중 일부는 Bianchi[7]가 제시한 IEEE 802.11 MAC (무선랜 프로토콜) 모델링을 참조하였는데 Park[8]은 Bianchi의 방식을 적용하여 포화(saturated) 트래픽 하에서 IEEE 802.15.4 MAC 프로토콜을 모델링하였다. Pollin[9]은 Bianchi의 모델을 확장하여 주기적(periodic)이며 포화 트래픽 환경에서 프로토콜 모델링을 수행하였다. 하지만, 상기 모델들은 트래픽의 포화 상태를 가정하고 있는데, 이는 무선랜처럼 데이터 전송률이 높은 시스템에서 타당한 가정이지만 ZigBee처럼 전송률이 낮은 (1Mbps 이하) 애플리케이션을 고려한 시스템에서는 포화보다는 비포화(unsaturated) 트래픽 상태에 대한 분석이 더 적절하고 유용하다. 아울러, 트래픽의 종류도 단일 애플리케이션에서 발생하는 同質(homogeneous) 트래픽을 상정하고 있는데 점차 다양화되는 애플리케이션들과 여러 개의 애플리케이션이 동시에 사용되는 異質(heterogeneous) 트래픽에 대한 모델이 현실 상황에 더 유용하다.

본 논문은 IEEE 802.15.4 MAC 프로토콜에 대한 비포화 및 異質 특성 트래픽 상황에 대한 성능 모델링을 수행하였다. 지연과 같은 대기행렬 성능 평가뿐만 아니라 에너지 소모에 대한 분석을 수행한 점은 기존 연구와 차별되는 점이다. 도출된 분석 모델을 기반으로 실시간 MAC 파라미터 적응 방식에 대한 성능 평가를 수행한 결과 기존 MAC 파라미터 고정 방식 대비 70~96%의 에너지 이득을 얻음과 동시에 애플리케이션의 Quality of Service (지연 요구 사항)을 만족시켰다. 이는 분석 모델의 사물인터넷을 위한 에너지 효율적 통신 방안으로서의 활용 가능성을 보여준다.

II. IEEE 802.15.4 MAC 프로토콜

IEEE 802.15.4 표준[6]은 저전력, 저비용 애플리케이션을 위한 물리 계층과 MAC (Media Access Control) 계층을 정의한다. 표준 MAC 프로토콜은 두 가지 동작 모드를 지원하는데 비컨(beacon) 모드와 논비컨(non-beacon) 모드이다. 어떤 모드를 사용할 지는 네트워크를 처음 형성하는 장치(코디네이터)가 결정한다. 비컨 모드를 사용하는 코디네이터에 연결된 기기는 코디네이터로부터 주기적으로 비컨 간격 (Beacon Interval (BI)) 마다 비컨 프레임이 받게 된다. BI는 연속하는 비컨 프레임 사이의 시간으로 정의된다. 비컨 간격은 $aBaseSuperframeDuration$ 과 BO (Beacon Order) 두 가지 파라미터에 의해 값이 결정된다[그림 1]. BI는 슈퍼프레임이라고도 불리는 활성구간 (active period)과 비활성구간 (inactive period)로 구성되고, 슈퍼프레임 구간(SD)은 $aBaseSuperframeDuration$ 과 SO (Superframe Order) 두 가지 파라미터에 의해 값이 결정된다. 슈퍼프레임은 같은 크기의 16개의 타임 슬롯으로 나뉘어지고, 이 구간에서 데이터의 전송이 이루어진다. 타임 슬롯은 320 μ s 길이 (20심볼)의 backoff period들로 구성되는데 하나의 타임 슬롯은 $3 \cdot 2^{SO}$ 개의 backoff period들로 구성된다.

슈퍼프레임 구간은 Contention Access Period (CAP) 구간과 Contention Free Period (CFP)로 구성되며, CAP에서는 경쟁을 통한 무선 자원 획득 후 전송을 한다. CFP에서는 경쟁 없이 미리 할당된 슬롯 (Guaranteed Time Slot (GTS))을 통해 전송이 이루어지는데, 낮은 대기 시간과 특정 데이터 대역폭을 필요로 하는 애플리케이션을 위함이다. CAP은 default로 사용되지만 CFP는 option이다. 본 논문의 분석 대상은 CAP 구간에서 타임 슬롯 기반의 slotted CSMA/CA이다. CAP에서 하나 이상의 기기들이 동시에 데이터 패킷을 전송하면, 충돌이 발생하여 데이터 손실을 초래한다. 컴퓨터 네트워크에서는 이를 해결하기 위해 Carrier-Sense Multiple Access (CSMA)/ Collision Avoidance (CA)를 사용한다.

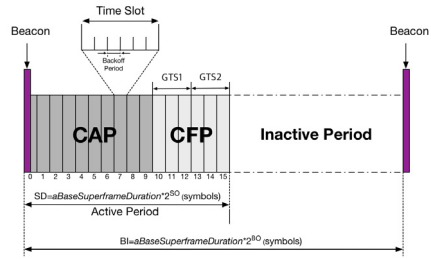


그림 1. IEEE 802.15.4 슈퍼프레임 구조

CSMA/CA 알고리즘은 다음과 같이 동작한다:

- 초기화:** 패킷을 전송하기 원하는 장치는 Backoff 지수 값 (Backoff Exponent (BE))을 $macMinBE$, 현재까지 연속적으로 수행한 Backoff 횟수 (Number of Backoffs (NB))를 0으로 설정한다.
- Backoff:** 장치가 패킷을 전송하기에 앞서, $0 \sim 2^{BE} - 1$ 사이에서 랜덤하게 선택된 정수 값에 해당하는 Backoff 구간 동안 대기한다. Backoff 구간만큼의 시간이 소요될 때마다 backoff 카운터 값은 하나씩 줄어든다. 각 슈퍼프레임의 첫 번째 backoff 기간은 비컨 전송과 함께 시작한다. 만약 backoff가 CAP 구간에서 완료되지 않은 경우, 다음 슈퍼프레임 시작에서 재개된다.
- 채널 점유 평가 (Clear Channel Assessment (CCA)):** Backoff를 완료 후에, 장치는 CCA를 수행한다 (CCA1). 여덟 심볼 기간 동안 RF 모듈을 통해 채널 상황을 모니터링 후 채널 점유 여부를 판별하여 다른 장치가 사용 중이면 BE와 NB는 $macMaxBE$ (BE 경우), $macMaxCSMABackoffs + 1$ (NB 경우) 범위 내에서 하나씩 값이 증가된다. 만약 업데이트된 NB 값이 $macMaxCSMABackoffs$ 를 초과하면 전송 실패로 알고리즘을 종료한다. 그렇지 않으면, 다시 step 2로 가서 backoff를 수행한다. 채널이 사용되고 있지 않다고 판정되면 다음 backoff 구간에서 추가적으로 CCA(CCA2)를 한 번 더 수행하는데 채널 점유 여부에 따른 동작은 CCA1과 동일하다.
- 전송:** CCA2에서 채널이 사용되고 있지 않다고 판단되면 전송을 시작할 수 있는데, 전송에 필요한

모든 절차 (두 번의 CCA, 패킷 전송, 수신 확인 (acknowledgement))가 CAP의 종료 시점 기준, 하나의 interframe space (IFS) 기간 전까지 완료될 수 있을 때 전송을 시작한다. 전송 시작 시점은 backoff 기간의 시작 시점과 동기화 된다.

- 수신 확인: 수신 장치에게 수신 확인을 요구한 경우, 전송 장치는 Acknowledgement (ACK)패킷을 수신하기 위해 송신 모드에서 수신 모드로 전환이 필요하고 (수신 장치도 수신 모드에서 송신 모드로 전환 필요) 이 과정을 *aTurnaroundTime* 범위 내에서 수행한다. 데이터 전송 장치가 수신 장치로부터 *macAckWaitDuration* 내에 ACK 패킷을 수신 하면 데이터 전송은 성공이다. 그 기간 동안 수신을 못하고 재전송 시도 횟수가 *aMaxFrameRetries* 이 내이면 step2로 가서 재전송을 시도한다. 재전송 한도를 초과하면 전송 실패로 간주하고 전송을 종료한다.

III. CAP modeling

1. Markov Chain Model

본 절에서는 주기적이며 비포화 트래픽 특성하에서 IEEE 802.15.4의 slotted CSMA/CA 동작을 마코프 체인 모델을 사용하여 분석한다. 분석은 단일 노드의 MAC 동작에 대한 것으로 異質 트래픽 환경에 따른 확장 모형은 다음 장에서 기술한다.

[그림 2]는 트래픽 환경을 고려하여 작성한 slotted CSMA/CA 알고리즘의 마코프 체인으로 알고리즘의 동작 중 단일 노드가 취할 수 있는 모든 상태를 *aUnitBackoffPeriod* (20 심볼 단위, 320 μ s) 단위의 상태로 나타낸 것이다. CSMA/CA의 backoff 과정에 해당하는 상태는 그림에서 $(s(t), c(t), r(t))$ 의 형태로 표현한다(그림에서 회색 도형). $s(t)$ ($\in [0, macMaxCSMABackoffs]$)는 임의의 backoff slot 시작 시점 t 에서 backoff 시행 횟수를 나타낸다. $c(t)$ ($\in [-2^{macMaxBE} - 1]$)는 시점 t 에서의 backoff 카운터 값을 나타낸다. $r(t)$ ($\in [0, macMaxFrameRetries]$)는 시점 t 에서 패킷 재전송 횟수를 나타낸다. 아울러, 분석

의 편의를 위해 이후부터 $m \equiv macMaxCSMABackoffs$, $n \equiv macMaxFrameRetries$ 을 사용한다. Backoff 이외의 상태들은 [그림 2]에서 $S_{state}(s(t), r(t))$ 의 형태로 표시 (그림에서 흰색 도형)하며 [그림 3]과 같이 세분화할 수 있다. $state$ 는 $l_{state}(s(t), r(t))$ 개의 하위상태들을 가지게 되는데 각 하위상태들의 단위는 *aUnitBackoffPeriod*이며 단위시간 경과 후 1의 확률로 한 단위 큰 하위상태들로 전이한다. 따라서 외부에서 해당 상태로 진입하게 되면 $l_{state}(s(t), r(t)) \times aUnitBackoffPeriod$ 동안 머문다.

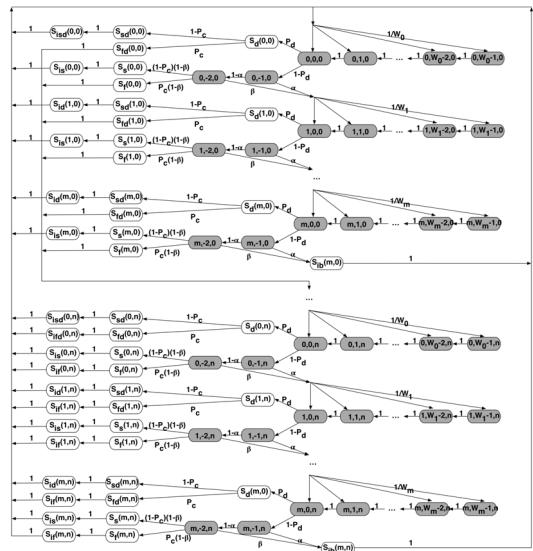


그림 2. 마코프 체인 모델

마코프 체인 동작의 이해를 돕기 위해, backoff 시행 횟수가 i 번 ($0 \leq i \leq m$), 패킷 재전송 횟수가 j 번 ($0 \leq j \leq n$)임을 가정한다 (즉, $s(t) = i, r(t) = j$). Backoff는 전송할 패킷이 있는 상황에서 랜덤한 backoff 카운터값의 할당으로 시작된다. 할당되는 backoff 카운터의 범위는 backoff 시행횟수 i 에 의존하는데, 최대값은 $2^{macMinBE} + \min(i, macMaxBE - macMinBE) - 1$ 이다. 이 때, 최대값을 W_i 로 정의하면 backoff 카운터는 $0 \sim W_i - 1$ 개의 값들 중 하나를 $1/W_i$ 의 확률로 할당받는다. 이 때, 할당받은 backoff 카운터 값을 k 라고 가정한다. 그러면, 할당 받은 상태 (i, k, j) 는

$aUnitBackoffPeriod$ 이 소요될 때마다 1의 확률로 $(i, k-1, j)$ 의 상태로 이동한다.

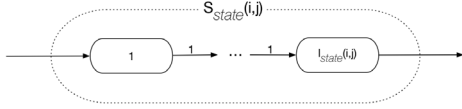


그림 3. 상태 모델

Backoff 카운터 값이 0이 되면 (즉, $c(t)=0$) 패킷 전송을 위해 CCA (CCA1)을 시작해야 하는데, CCA 수행 전 패킷 전송에 필요한 구간이 CAP 내에 충분하지 않을 경우 전송은 다음 슈퍼프레임으로 지연(defer)되어 대기해야 한다. 이 상태를 $S_d(i, j)$ 로 나타내고, 이 상태로 전이할 확률을 P_d 로 나타낸다. 지연된 패킷은 다음 슈퍼프레임의 시작에 backoff 과정 없이 전송되는데, 전송 실패의 경우 P_c 의 확률로 $S_{fd}(i, j)$ 에 진입한다. 반면, 전송 성공일 경우 $(1-P_c)$ 의 확률로 $S_{sd}(i, j)$ 에 진입한다. 전송이 완료되면 해당 상태를 빠져나와 1의 확률로 $S_d(i, j)$ 상태에 진입하는데 다음 전송할 패킷이 큐에 도착할 때까지 대기 상태에 있는 상태이다. 이 상태에서 새로운 패킷이 도착하면 $r(t)$ 를 0으로 재설정하고 backoff 과정으로 다시 진입한다. 만약 전송이 실패하면 재전송 한도를 초과되지 않았을 경우, $r(t)$ 값을 하나 증가시킨 후 새로운 backoff 카운터를 랜덤하게 할당 받는다.

패킷 전송이 지연되지 않으면 $(1-P_d)$ 의 확률로 전송 전 CCA를 수행한다. Backoff 상태에서 $c(t)=-1$ 과 $c(t)=-2$ 인 상태들은 각각 CCA1과 CCA2를 나타낸다. CCA1에서 채널이 사용 중일 확률을 α , CCA2에서 채널이 사용 중일 확률을 β 라 정의한다. CCA1을 수행 후 채널이 사용 중일 경우 $s(t)$ 값을 하나 증가시킨 후 새로운 backoff 카운터를 랜덤하게 할당 받고 backoff를 수행한다. 이 때, 할당 가능한 backoff 카운터의 범위는 $aMaxBE$ 를 초과하지 않았으면 BE가 하나 증가되어 $s(t)=i$ 대비 2배 증가한다. 만약 $s(t)=m$ 인 상황에서 채널이 사용 중이면 전송 실패로 판정하여 해당 패킷에 대한 전송을 포기하고 다음 패킷 도착까지 $S_b(m, j)$ 상태에 머물다가 새로운 패킷 도착 시 알고리즘을 초기화

하고 backoff 카운터를 랜덤하게 할당 받고 새로운 backoff를 수행한다. CCA1에서 채널이 점유되고 있지 않다면 $(1-\alpha)$ 의 확률, CCA2로 진입하는데 $(c(t)=-2)$, CCA1과 마찬가지로 채널이 사용 중이면 $s(t)$ 값을 하나 증가시킨 후 backoff를 다시 수행한다. $s(t)=m$ 인 상황에서 채널이 사용 중이면 $S_b(m, j)$ 상태에 머문 후 새로운 backoff를 수행한다.

CCA2를 통과하면 전송을 시작하는데 지연 전송과 마찬가지로 P_c 의 확률로 전송 실패를, $1-P_c$ 의 확률로 전송 성공 한다. 전송 성공의 경우 전송 기간 동안 $S_s(i, j)$ 상태에 머물다가 전송 완료 후 새로운 패킷 도착 전까지 $S_{is}(i, j)$ 상태에서 대기한다. 패킷이 전송 실패를 하게 되면, $S_j(i, j)$ 상태에 진입하여 전송 실패에 걸리는 시간을 소요한 뒤, $r(t)$ 값이 n 을 초과하지 않았으면 값을 하나 증가시키고 새로운 backoff를 수행한다. 패킷 재전송은 $r(t)=n$ 일 때 까지 반복되는데, 기본 동작 과정은 동일하나, $r(t)=n$ 에서 CCA2를 통과한 후 전송 실패가 발생했을 경우, 더 이상 재전송을 할 수 없기 때문에 패킷 전송 시도를 포기하고 $S_{jr}(i, n)$ 에서 유힬 상태로 대기한 후 다음 패킷이 도착하면 새로운 backoff 과정을 수행한다.

2. 상태전이확률

본 절에서는 유도된 마코프 체인의 각 상태들의 안정 상태분포를 도출하는데 다음과 같이 정의한다.

$$b_{i,k,j} = \lim_{t \rightarrow \infty} P(s(t)=i, c(t)=k, r(t)=j) \quad (1)$$

$$b_{S_{ss}(i,j),r} = \lim_{t \rightarrow \infty} P(S_{state}(s(t)=i, r(t)=j)=r)$$

식 (1)에서 $r \in [1, l_{state}(s(t), r(t))]$ 의 범위를 갖는다. 도출된 마코프 체인으로부터 다음의 상태 전이 확률을 유도할 수 있다.

$$P(i, k, j | i, k+1, j) = 1, \text{ for } k \geq 0 \quad (2)$$

$$P(i, k, j | i-1, 0, j) = \frac{(1-P_d)(\alpha + (1-\alpha)\beta)}{W_i}, \text{ for } i \leq m \quad (3)$$

$$P(i, k, j | i-1, 0, j) = \frac{(1-P_d)(1-\alpha)(1-\beta)P_c + P_c P_d}{W_i}, \text{ for } i < m \quad (4)$$

식 (2)은 backoff 카운터의 감소를 반영한 것으로 확률 1로 발생한다. 식 (3)은 전송 지연이 없는 경우 CCA1

이나 CCA2 에서 채널이 사용 중일 확률을 나타낸다. 식 (4)은 CCA2에서 채널 유희 후 전송이 실패하여 다음 재전송 단계에서 임의의 backoff 카운터를 선택할 확률이다.

Chain regularities와 식(1)~(4)의 전이 확률식으로부터 backoff 과정에 대한 마코프 체인의 안정상태분포의 closed form을 다음과 같이 유도한다.

식 (2)로부터

$$b_{i,k,j} = \frac{W_k - k}{W_0} b_{i,0,j} \quad (5)$$

이 유도되는데, 식 (5)에서 W_i 는 식(6)을 만족한다.

$$W_i = \begin{cases} 2^{macMinBE+i}, & i \leq macMaxBE - macMinBE \\ 2^{macMaxBE+i}, & i > macMaxBE - macMinBE \end{cases} \quad (6)$$

식 (3)로 부터 $i \leq m$ 에 대해 식 (7)이 유도된다.

$$b_{i,0,j} = (1 - P_d)(\alpha + (1 - \alpha)\beta)b_{-1,0,j} \\ = ((1 - P_d)(\alpha + (1 - \alpha)\beta))^i b_{0,0,j} \quad (7)$$

또한 식 (4)으로부터 $b_{0,0,j}$ 는 식 (8)로 유도된다.

$$b_{i,0,j} = P_c(1 - Y) \sum_{i=0}^m Y^i b_{0,0,j-1} = P_c(1 - Y) \left(\frac{1 - Y^{m+1}}{1 - Y} \right) b_{0,0,j-1} \\ = (P_c(1 - Y^{m+1}))^i b_{0,0,0} = X^i b_{0,0,0} \quad (8)$$

식 (8)에서 $Y = (1 - P_d)(\alpha + (1 - \alpha)\beta)$,

$X = P_c(1 - Y^{m+1})$ 로 정의한다.

추가적으로 normalized condition에 따라 마코프 체인 상에서 발생하는 모든 상태들의 안정상태분포의 합은 식 (9)와 같이 1이 되어야 한다.

$$\sum_{i=0}^m \sum_{j=0}^n \left(\sum_{k=0}^{W_i-1} b_{i,k,j} + b_{i,-1,j} \right) + \sum_{j=0}^m \sum_{r=0}^n \left(\sum_{i=0}^m b_{isd(i,j),r} + \sum_{r=1}^{l_d(i,j)} b_{is(i,j),r} \right) \\ + \sum_{r=1}^{l_s(i,j)} b_{S(i,j),r} + \sum_{r=1}^{l_f(i,j)} b_{S_f(i,j),r} + \sum_{r=1}^{l_d(i,j)} b_{S_d(i,j),r} + \sum_{r=1}^{l_a(i,j)} b_{S_a(i,j),r} \\ + \sum_{r=1}^{l_d(i,j)} b_{S_d(i,j),r} + \sum_{j=0}^n \sum_{r=1}^m \left(\sum_{i=0}^m b_{S(i,j),r} + \sum_{r=1}^{l_s(i,j)} b_{S_f(i,j),r} + \sum_{r=1}^{l_d(i,j)} b_{S_d(i,j),r} \right) \\ + \sum_{j=0}^n \sum_{r=1}^{l_f(m,j)} b_{S_f(m,j),r} + \sum_{i=0}^m \sum_{r=1}^{l_a(i,n)} b_{S_a(i,n),r} = 1 \quad (9)$$

식 (9)에서 backoff 상태 이외의 상태들에 대해 $b_{0,0,0}$ 의 식으로 유도 후 식을 풀어 $b_{0,0,0}$ 에 대한 값을 얻는다. 얻어진 값은 α, β, P_c 등과 같은 시스템 확률을 얻는데 활용한다. 지면관계 상 유도식은 생략한다. 이후 유도 과정의 이해를 돕기 위해, 사용 빈도가 높은 기호들과 정의를 [표 1]에 정리하였다.

표 1. 주요 기호 및 정의

기호	정의
α	CCA1에서 채널이 사용 중일 확률
β	CCA2에서 채널이 사용 중일 확률
τ	임의의 slot에 CCA1을 수행할 확률
P_c	전송 실패 확률
P_d	전송 지연 확률
L_{pl}	데이터 패킷 전송 시간
L_{ack}	ACK 패킷 전송 시간
T_{ack}	ACK 패킷 수신을 위한 수신 전환 대기 시간
T_{ackTO}	ACK 패킷 수신 타임아웃
T_s	전송 성공 소요 시간
T_d	지연 체류 시간
T_f	전송 실패 소요 시간

3. 상태 체류 시간

본 절에서는 backoff 이외의 상태들에 대한 상태 체류 시간[그림 3]에 대한 식을 유도한다. $l_s(i,j)$ 와 $l_f(i,j)$ 는 backoff 단계 i 와 재전송 단계 j 에서 전송이 시작되었을 때, 성공과 실패에 소요되는 시간으로, 전송 지연 후 전송 성공, 실패에 소요되는 시간인 $l_{sd}(i,j)$, $l_{fd}(i,j)$ 와 동일하다. 아래의 식에서 볼 수 있듯이 값은 단계의 상태와는 독립이다.

$$l_s(i,j) = l_{sd}(i,j) = L_{pl} + T_{ack} + L_{ack} \quad (6)$$

$$l_f(i,j) = l_{fd}(i,j) = L_{pl} + T_{ackTO} \quad (7)$$

이후부터는 $l_s(i,j)$ 와 $l_f(i,j)$ 를 T_s 와 T_f 로 치환하여 사용한다.

지연 상태에서 체류하는 시간인 $l_d(i,j)$ 은 노드의 backoff 카운터가 0이 되어서 CCA를 수행하는 시점에서 시작되는데 이 시점은 구간 내에서 균등하게 발생한다고 가정해도 무리가 없다. $l_d(i,j)$ 는 식 (8)과 같이 유도된다.

$$l_d(i,j) = (L_{pl} + T_{ack} + L_{ack})/2 \quad (8)$$

이후부터 $l_d(i,j)$ 를 T_d 로 치환하여 사용한다.

노드는 패킷 전송을 성공적으로 완료하거나 포기(backoff 한도 혹은 재전송 한도 초과) 한 후 큐에 패킷이 있다면 바로 전송 시도를 수행하지만, 큐에 패킷이 없으면 유희 상태로 진입한다. 전송 성공 후 유희 상태에 체류하는 시간인 $l_s(i,j)$ 는 데이터 발생 간격 DI(Data Interval)에서 전송 성공에 소요된 시간을 빼주는데, 전송에 소요된 시간은 총 j 번의 패킷 전송 실패에

소요된 시간 $\sum_{h=0}^{j-1} (l_f(i,j) + E[T_h])$ ($E[T_h]$ 는 재전송 단계 h 에서 성공적인 센싱이 이루어졌을 때 전체 소요되는 평균 시간 (하기 유도과정 참조)과 마지막 전송 성공에 소요된 시간 $l_s(i,j) + E[T_{i,j}]$ ($E[T_{i,j}]$ 는 재전송 단계 j 에서 성공적인 센싱이 backoff 단계 i 에 이루어졌을 때 backoff에 소요된 평균 시간 (하기 유도과정 참조))의 합이다.

$$l_{is}(i,j) = \max(0, DI - (T_s + \sum_{h=0}^{j-1} P_d^h (1 - P_d)^{j-h} (h(T_d + T_f) + (j-h)T_f) + E[T_h] + E[T_{i,j}] + 2)) \quad (9)$$

Backoff 한도 초과와 재전송 한도의 초과로 전송 포기 후 진입하는 유힬 상태의 체류 시간인 $l_{ib}(m,j)$, $l_{if}(i,n)$ 도 유사하게 식 (10), (11)로 유도된다.

$$l_{ib}(i,j) = \max\left(0, DI - \left(\sum_{m=0}^{j-1} (T_f + E[T_m]) + E[T_{m,j}]\right)\right) \quad (10)$$

$$l_{if}(i,j) = \max\left(0, DI - \left(T_f + \sum_{h=0}^{n-1} (T_f + E[T_h]) + E[T_{i,n}]\right)\right) \quad (11)$$

$l_{isd}(m,j)$ 는 backoff 단계 i , 재전송 단계 j 에서 지연된 패킷이 성공한 경우에 대한 유힬 상태 체류 시간이다. 이 경우, j 번의 패킷 전송 실패(지연/미지연 모두 고려)가 발생하고 마지막으로 재전송 단계 j 에서의 backoff, 지연 상태 체류(T_d), 패킷 전송(T_s)이 소요되는데 DI에서 이 시간들의 총합을 차감한다.

$$l_{isd}(i,j) = \max(0, DI - (T_s + \sum_{h=0}^{j-1} P_d^h (1 - P_d)^{j-h} (h(T_d + T_f) + (j-h)T_f) + E[T_h] + E[T_{i,j}] + T_d))$$

식 (9)에서 사용된 $E[T_h]$ 를 유도하기 위해 재전송 단계 j 에서 센싱에 성공했을 때 (event $B_{i,j}$ 라 하자) backoff 단계 i 에서 센싱에 성공할 이벤트 $B_{i,j}$ 에 대한 확률 $P(B_{i,j}|B_{i,j})$ 를 도입한다.

$$P(B_{i,j}|B_{i,j}) = \frac{(1-Y)Y^i}{1-Y^{m+1}} \quad (12)$$

식 (12)로부터 $E[T_h]$ 는 식 (13)과 같다.

$$E[T_h] = \sum_{i=0}^m P(B_{i,j}|B_{i,j}) (E[T_{i,h}] + 2(1 - P_d)) \quad (13)$$

식 (13)의 $E[T_{i,h}]$ 는 식 (14)와 같이 정의된다.

$$E[T_{i,h}] = \sum_{k=0}^m \frac{W_k - 1}{2} \sum_{v=0}^{i-1} \frac{(v+2(i-v))!}{v!(i-v)!} \alpha^v ((1-\alpha)\beta)^{i-v} \quad (14)$$

식 (14)의 식 우변에서 첫 번째 합은 $i+1$ 번의 backoff를 수행하는데 소요된 평균 backoff 시간, 두 번째 합은 i 번의 사용 중인 채널 센싱에 소요된 평균 시간인데 식 내의 2는 성공적인 센싱에 소요된 시간을 반영한다.

IV. 시스템 확률 도출

본 논문에서 분석하는 異質 트래픽 상황은 코디네이터와 통신하는 노드들의 데이터 발생 간격과 데이터 사이즈가 상이한 트래픽들을 생성한다. 이런 특성으로 인해 노드들의 채널 접근 주기 및 채널 사용 확률 등이 노드마다 다르다. 이에 따라, 본 장에서는 앞장에서 도출된 마코프 체인을 기반으로 개별 노드의 관점에서 채널 사용, 패킷 충돌 확률 등의 시스템 확률을 유도한다.

1. 캐리어 센싱 확률

노드마다 마코프 체인을 가지고 있기 때문에 임의의 노드 u 에 대한 안정상태분포 $b_{i,k,j}^{<u>}$ 를 도입한다. 노드 u 가 임의의 slot에 첫 번째 CCA (CCA1)을 수행할 확률 $\tau^{<u>}$ 는 식 (15)와 같다.

$$\begin{aligned} \tau^{<u>} &= \sum_{i=0}^m \sum_{j=0}^n b_{i,0,j}^{<u>} \\ &= \frac{1 - (Y^{<u>})^{m+1}}{1 - Y^{<u>}} \frac{1 - (X^{<u>})^{n+1}}{1 - X^{<u>}} b_{0,0,0}^{<u>} \end{aligned} \quad (15)$$

식 (15)의 식에서 $Y^{<u>} = (1 - P_d^{<u>})(\alpha^{<u>} + (1 - \alpha^{<u>})\beta^{<u>})$, $X^{<u>} = P_c^{<u>}(1 - (Y^{<u>})^{m+1})$ 로 정의한다.

2. 지연 확률

패킷에 대한 지연은 backoff 카운터가 0이 되는 시점에 남은 CAP 구간이 패킷 전송과 ACK 수신 시간보다 적게 남아 있을 때 발생하는데, CAP 구간 내에서 전송을 위한 backoff 과정이 많이 수행될수록 지연될 가능성도 높아진다. 하지만, backoff 상태와 재전송 상태의 정보는 지연 확률과의 상관관계가 작는데, 이는 상태

전이는 마코프 체인이 대상으로 하고 있는 전체 CAP 구간에 걸쳐 상태가 연속성 (계속 증가)을 갖는데 비해 지연 확률은 단일 CAP의 시작에서 CAP 종료 때 까지만 증가하고 새로운 CAP이 시작되면 낮아지는 특성을 갖기 때문이다. 이러한 특성을 반영하여 지연 확률은 backoff과 재전송 상태와 독립함을 가정한다. 이를 근거로, 노드 u의 임의의 slot 에서 지연 확률 $P_d^{<u>}$ 를

$$P_d^{<u>} \approx \frac{2 + I_{pl}^{<u>} + T_{ack} + L_{ack}}{BI}$$

로 근사화한다.

3. 충돌 확률

관찰노드 u에 대한 충돌확률 $P_c^{<u>}$ 는 관찰노드가 전송을 수행한다는 가정 (즉, CCA1과 CCA2의 채널이 유휴)을 전제로 한다. 異質 트래픽의 경우 노드 u가 관찰한 채널 사용 확률은 다른 노드가 수행한 CCA1과 CCA2에서 채널이 유휴할 확률을 추가로 고려해 주어야 한다. 따라서, 충돌이 발생하는 경우는 backoff 카운터가 0이 되고 노드 u가 CCA1과 CCA2를 수행하는 slot에 동일하게 채널 유휴를 확인하는 노드가 적어도 하나 이상 존재할 때이고, 식 (16)으로 유도된다.

$$P_c^{<u>} = 1 - \prod_{v \in \{N/u\}} (1 - \tau^{<v>} (1 - \alpha^{<u>})(1 - \beta^{<u>})) \quad (16)$$

식 (13)에서 N은 코디네이터와 통신하는 네트워크 내의 모든 노드들의 집합이다.

4. CCA1의 채널 사용 확률

노드 u의 CCA1에서의 채널 사용 확률 $\alpha^{<u>}$ 는 (1) CCA1이 다른 노드의 데이터 전송으로 인해 채널 사용인 경우와 (2) 다른 노드의 ACK 전송으로 인해 사용 중인 경우 두 가지이다. 각 경우에 대한 확률을 각각 $\alpha_1^{<u>}$, $\alpha_2^{<u>}$ 라 할 때, $\alpha^{<u>} = \alpha_1^{<u>} + \alpha_2^{<u>}$ 가 된다. 노드들의 패킷 길이를 내림차순으로 정렬하여 z개의 상이한 길이가 나왔다고 가정한다. $L_q (q \in \{1, \dots, z\})$ 를 정렬된 패킷 길이 중 q번째 긴 패킷의 시작 시점과 q+1번째 긴 패킷의 시작 시점 사이의 구간이라고 정의하고 이 구간의 길이로도 혼용하여 사용한다. 또한 G_q 을 q번째 긴 패킷을 포함하여 이보다 큰 패킷을 사용하

는 노드들의 set, $g_{q,l} (l \in \{1, \dots, |G_q|\})$ 을 G_q 에 속한 노드로 정의한다. 정의들에 근거하여 CCA1에서 채널 사용이 발생할 확률은 각 구간 L_q 에서 $|G_q|$ 개의 노드들 중 적어도 하나의 노드가 전송할 확률을 l개의 전 구간에 걸쳐 합해주면 되고 식 (17)로 유도된다.

$$\alpha_1^{<u>} = \sum_{q=1}^z L_q \left\{ 1 - \prod_{l=1}^{|G_q|} (1 - \tau^{<g_{q,l}>} (1 - \alpha^{<g_{q,l}>})(1 - \beta^{<g_{q,l}>})) \right\} \quad (17)$$

CCA1에서 ACK전송으로 채널이 사용 중이기 위해서는 관찰 노드를 제외한 단 하나의 노드만 전송 시도를 하여 이에 대한 ACK 패킷 전송 구간 중에 CCA2가 수행되어야 한다. 따라서 노드 v의 패킷 전송 시도 시 작은 CCA2를 수행하는 slot 포함 $[L_{pl}^{<v>} + T_{ack}; L_{pl}^{<v>} + T_{ack} + L_{ack}]$ 이전 slot 구간에서 전송이 이루어지고 나머지 노드들은 전송 시도를 하지 않는 경우이다. 여기서 주의할 것은 패킷 전송을 하지 않는 경우는 모든 노드들이 관찰하는 채널 사용 확률이 노드마다 상이할 수 있기 때문에 backoff 카운터가 0이 되었음에도 불구하고 채널 사용을 관찰했다면 전송 시도를 하지 않게 된다. $\alpha_2^{<u>}$ 는 이런 전송 조건을 관찰 노드를 제외한 모든 노드에 대해 합해주면 되고 식 (18)로 유도된다.

$$\alpha_2^{<u>} = L_{ack} \sum_{v \in \{N/u\}} (\tau^{<v>} (1 - \alpha^{<v>})(1 - \beta^{<v>})) \times \prod_{r \in \{N/u,v\}} (1 - \tau^{<r>} (1 - \alpha^{<r>})(1 - \beta^{<r>})) \quad (18)$$

5. CCA2의 채널 사용 확률

노드 u의 CCA2에서 채널 사용 확률 $\beta^{<u>}$ 도 $\alpha^{<u>}$ 와 동일하게 data 전송으로 사용 중인 경우의 $\beta_1^{<u>}$ 와 ACK전송으로 사용 중인 $\beta_2^{<u>}$, 두 가지 경우에 대해 유도된다. Data 전송으로 사용 중인 경우 CCA2 수행 두 slot 이전 slot (slot 1이라 하자)에서 적어도 하나의 노드의 backoff 카운터가 0이 되고, backoff 카운터가 0이 된 slot에서 채널 유휴를 인지해야 한다. 주의할 점은 slot2 (slot 1의 한 slot 이전 slot)에서 backoff 카운터가 0이 되고 slot1에서 채널 유휴를 감지한 노드들은 관찰 노드의 CCA1에서 패킷 전송을 수행할 수 있기 때

문에 이 경우를 확률에서 제하여야 한다. 이에 따라 $\beta_1^{<u>}$ 는 식 (19)와 같이 유도된다.

$$\beta_1^{<u>} = \left(1 - \prod_{v \in \{N/u\}} \{1 - \tau^{<v>} (1 - \alpha^{<u>})\}\right) \times \prod_{r \in \{N/u\}} (1 - \tau^{<r>} (1 - \alpha^{<r>})(1 - \beta^{<r>})) \quad (19)$$

CCA2에서 ACK 전송으로 인한 채널 사용의 경우는 slot1에서 노드 v 의 전송이 성공적으로 완료되고 CCA2에서 ACK 전송이 시작되는 경우이다. 따라서 노드 v 는 $L_{pl}^{<v>}$ 개 이전 slot에서 유일하게 전송을 시작해야 한다. 이를 위해, $L_{pl}^{<v>} + 2$ 이전 slot에서 카운터가 0이 된 후, CCA1 통과하고 $L_{pl}^{<v>} + 1$ 에서 CCA2를 통과해야 한다. 이 두 slot기간 동안 다른 노드들은 카운터가 0이 되지 않거나 채널 사용을 목격하여 slot $L_{pl}^{<v>}$ 에서 전송 시도를 하지 않아야 한다. 이를 반영한 $\beta_2^{<u>}$ 는 식 (20)과 같이 유도된다.

$$\beta_2^{<u>} = \sum_{v \in \{N/u\}} (\tau^{<v>} (1 - \alpha^{<v>})(1 - \beta^{<v>})) \times \prod_{r \in \{N/u\}} (1 - \tau^{<r>} (1 - \alpha^{<r>})(1 - \beta^{<r>})) \quad (20)$$

6. System of nonlinear equations

본 장에서 노드 u 에 대한 $\tau^{<u>}$, $\alpha^{<u>}$, $\beta^{<u>}$ 의 식을 도출하였는데, 각각은 $N-1$ 개의 나머지 노드들 v ($\in \{N/u\}$)에 대한 $\tau^{<v>}$, $\alpha^{<v>}$, $\beta^{<v>}$ 의 함수들이다. 따라서 각 노드에 대한 확률 값들은 $3N$ 개의 비선형 방정식으로 구성된 system of nonlinear equations에 대해 numerical method를 사용하여 각 확률을 구한다. 풀이에 관한 세부사항은 지면관계상 생략한다.

V. 시스템 성능 분석

1. 지연

지연은 패킷이 MAC 큐의 헤드에 위치하여 전송이 가능해진 순간부터 전송에 대한 ACK를 수신할 때까지의 시간 간격이라고 정의한다. 각 노드가 가지는 큐는

지연 요구 사항을 가지는 IoT 애플리케이션에서 주기적으로 발생하는 트래픽 특성을 고려하여 D/G/1 큐로 모델링한다. $d_j^{<u>}$ 를 노드 u 의 큐 head에 위치하여 전송 가능한 패킷이 재전송 단계 j 에서 성공적으로 전송된 이벤트 (앞서 j 번의 전송 실패 겪음)라고 하면, $d_j^{<u>}$ 는 식 (21)과 같다.

$$d_j^{<u>} = P_d^{<u>} (I_d^{<u>}(i, j) + T_s^{<u>} + BI - SD) + (1 - P_d^{<u>}) T_s^{<u>} + \sum_{r=0}^j ((P_d^{<u>})^r (1 - P_d^{<u>}))^{j-r} \times (r I_d^{<u>}(i, j) + T_f^{<u>} + BI - SD) + E[T_r^{<u>}] \quad (21)$$

$A_j^{<u>}$ 를 노드 u 가 j 번의 전송 실패를 하고 재전송 단계 j 에서 전송을 성공하는 이벤트라고 하고 A_i 를 n 번의 전송 재시도 내에서 전송을 성공하는 이벤트라 할 때, 평균 지연은 식 (22)와 같다.

$$E[d^{<u>}] = \sum_{j=0}^n P(A_j^{<u>} | A_i^{<u>}) E[d_j^{<u>}] \quad (22)$$

식 (22)에서 $P(A_j^{<u>} | A_i^{<u>})$ 는 다음과 같다.

$$P(A_j^{<u>} | A_i^{<u>}) = \frac{(1 - P_c^{<u>}) (P_c^{<u>})^j (1 - (Y^{<u>})^{m+1})^{j+1} (X^{<u>})^{j(j+2)/2} (b_{0,0}^{<u>})^{j+1}}{\sum_{j=0}^n (1 - P_c^{<u>}) (P_c^{<u>})^j (1 - (Y^{<u>})^{m+1})^{j+1} (X^{<u>})^{j(j+2)/2} (b_{0,0}^{<u>})^{j+1}}$$

그러면, 큐의 서비스 rate에 대한 기대값 $E[S^{<u>}]$ 는 식 (23)과 같다.

$$E[S^{<u>}] = \frac{1}{E[d^{<u>}]} \frac{SD - (L_{pl}^{<u>} + T_{ack} + L_{ack})}{BI} \quad (23)$$

위의 식은 패킷 전송 가능 구간의 비율(우변항에서 두 번째 항)을 반영하여 서비스 rate을 보정한 것이다. 이 때, 서버의 load $\rho^{<u>}$, 큐 대기 시간 $E[W^{<u>}]$ 는 식 (24)와 같다.

$$\rho^{<u>} = \lambda^{<u>} E[S^{<u>}]$$

$$E[W^{<u>}] = \lambda^{<u>} E[W^{<u>}] E[S^{<u>}] + \frac{SD}{BI} \frac{E[S^{<u>}]}{2} \quad (24)$$

식 (24)에서 $\frac{SD}{BI} \frac{E[S^{<u>}]}{2}$ 는 큐에 도착한 노드가 본 잔여 시간이다. 정리하면, 도착한 패킷이 큐에 대기하는 대기 시간의 기대값 $E[W^{<u>}]$ 는 Little's Law에 따라

$$E[W^{<u>}] = \frac{SD}{BI} \frac{E[S^{<u>}]}{2(1 - \rho^{<u>})}$$

가 된다. 그럴 때, 평균 지연 $E[D^{<u>}]$ 는

$$E[D^{<u>}] = E[W^{<u>}] + E[S^{<u>}] \\ = \left(1 + \frac{SD}{BF} \frac{1}{2(1-\rho^{<u>})}\right) E[S^{<u>}]$$

로 얻어진다.

2. Energy

노드 u 의 energy consumption은 식 (25)와 같다.

$$E^{<u>} = PW_{idle}^{<u>} \sum_{i=0}^{W_i-1} \sum_{k=0}^n \sum_{j=0}^{<u>} b_{i,k,j}^{<u>} + PW_{ca}^{<u>} (b_{i,0,j}^{<u>} + b_{i,-1,j}^{<u>}) \\ + PW_{idle}^{<u>} \sum_{i=0}^n \sum_{r=1}^m \sum_{j=0}^{<u>} b_{S(i,j),r}^{<u>} + PW_{sleep}^{<u>} \sum_{j=0}^n \sum_{r=1}^m \left(\sum_{i=0}^{L_{sd(i,j)}} b_{sd(i,j),r}^{<u>} + \sum_{i=0}^{L_{sa(i,j)}} b_{sa(i,j),r}^{<u>} \right) \\ + PW_{tx}^{<u>} \sum_{j=0}^n \sum_{r=1}^m \left(\sum_{i=0}^{L_{sd(i,j)}} b_{S_d(i,j),r}^{<u>} + \sum_{i=0}^{L_{sa(i,j)}} b_{S_a(i,j),r}^{<u>} + \sum_{i=0}^{L_{sc(i,j)}} b_{sc(i,j),r}^{<u>} \right) \\ + PW_{idle}^{<u>} \sum_{i=0}^n \sum_{j=0}^{L_{sd(i,j)}^{<u>} + 1} b_{S_r(i,j),L_{sd(i,j)}^{<u>} + 1}^{<u>} + b_{S_a(i,j),L_{sa(i,j)}^{<u>} + 1}^{<u>} + b_{S_d(i,j),L_{sd(i,j)}^{<u>} + 1}^{<u>} + b_{S_d(i,j),L_{sc(i,j)}^{<u>} + 1}^{<u>} \\ + PW_{rx}^{<u>} \sum_{j=0}^n \sum_{r=1}^m \left(\sum_{i=L_{sd(i,j)}^{<u>} + L_{sa(i,j)}^{<u>} + 1}^{L_{sd(i,j)}^{<u>} + T_{ack} + 1} b_{S_d(i,j),r}^{<u>} + \sum_{i=L_{sa(i,j)}^{<u>} + 1}^{L_{sa(i,j)}^{<u>} + T_{ack} + 1} b_{S_a(i,j),r}^{<u>} + \sum_{i=L_{sd(i,j)}^{<u>} + 1}^{L_{sd(i,j)}^{<u>} + L_{sa(i,j)}^{<u>} + 1} b_{S_d(i,j),r}^{<u>} \right) \\ + \sum_{i=L_{sd(i,j)}^{<u>} + 1}^{L_{sd(i,j)}^{<u>} + T_{ack} + 1} b_{S_d(i,j),r}^{<u>} + PW_{sleep}^{<u>} \left(\sum_{j=0}^n \sum_{r=1}^m b_{S_d(i,j),r}^{<u>} + \sum_{i=0}^n \sum_{r=1}^m b_{S_a(i,j),r}^{<u>} \right) \quad (25)$$

식 (25)에서 PW_{idle} , PW_{sc} , PW_{sleep} , PW_{tx} , PW_{rx} 는 각각 유휴, 채널 센싱, sleep, TX, RX에서 라디오의 평균 파워 소모량을 나타낸다. 본 분석에서 backoff 수행과 ACK waiting 동안 라디오는 idle listen 한다고 가정한다. 첫 번째와 두 번째 항은 backoff 과 채널 센싱 상태에 소모하는 파워량을 나타낸다. 세 번째 항은 지연 후 inactive time까지 유휴하는데 소모하는 파워량을 나타낸다. 네 번째 항은 패킷 전송 성공 후 다음 패킷 도착까지 유휴 시간 동안 소모한 파워량을 나타낸다. 다섯 번째는 전송 성공과 실패에 소모된 파워량을, 여섯 번째는 두 전송 케이스 모두 T_{ack} 에 해당하는 구간동안 유휴 상태로 파워를 소모함을 나타내며, 일곱 번째는 ACK 패킷 수신을 위해 각각 L_{ack} 와 T_{ackTO} 동안 RX 상태에서 파워를 소모함을 나타낸다.

VI. Evaluation

본 장에서는 이전 장에서 도출된 지연과 에너지 성능을 활용하여 MAC의 두 가지 운용방안에 대한 성능을 비교, 분석한다. 분석 대상인 MAC 운용 방안은 (1) (BO, SO)를 고정시켜 운영하는 방안(default 방안)과 (2) 애플리케이션에 따라 (BO,SO)를 run-time으로 변

경시키는 방안이다. 아울러, run-time 운영 방안에 대한 비용 분석도 수행한다.

1. 환경 설정

본 분석에서는 coordinator 노드를 휴대폰 혹은 스마트워치로 상정하고 여러 가지 생체 신호를 취득한 센서들이 coordinator 노드에 정보를 전송하기 위해 경쟁하는 uplink case를 고려한다. 본 성능 분석에서 고려하고 있는 센서 애플리케이션은 헬스케어 관련 ECG, Pedometer 두 종류로서 다음의 특성을 갖는다.

- (1) ECG: 활동전위차 정보는 4kbps (16bit, 1채널, 250Hz) 대역폭을 요구하고 250ms 지연 요구를 가지며 주기적으로 coordinator에게 전달된다.
- (2) Pedometer: 사용자의 신발이나 의류에 탈부착 형태로 탑재되어 1kbps 미만의 데이터를 1sec 지연 요구를 가지며 주기적으로 coordinator에게 전송한다.

성능 평가를 위해 설정된 MAC 파라미터 값들은 [표 2]와 같다.

표 2. MAC 파라미터 설정값

Parameter	Value
macMinBE	3
macMaxBE	5
aMaxFrameRetries	3
macMaxCSMABackoffs	5

2. 성능 분석

사용자는 필요에 따라 애플리케이션을 사용한다고 가정할 때, 임의의 시간에 개별적으로 각 애플리케이션을 쓰는 경우와 두 가지 애플리케이션을 동시에 쓰는 경우 총 3가지의 시나리오를 가질 수 있다. 각 경우에 대해서 고정 운영과 run-time 운영 방안에 대한 에너지 소비와 지연 결과를 정리하였다.

[표 3]에서는 각 시나리오에서 사용된 MAC 운영 파라미터 (BO, SO) 값을 나타낸다. 고정 운영 방법은 일괄적으로 (4,3)으로 운영하지만 run-time의 경우는 pedometer 단독으로 사용될 때는 (6,0), ECG 단독 혹은 pedometer와 ECG 동시 사용인 경우 (4,1)으로 운영하

였다. Run-time 운영 방안의 경우 다양한 (BO,SO) 조합 중 시나리오 상의 애플리케이션 지연 요구 사항을 만족시키면서 가장 에너지 소모가 작은 값을 선택한다.

표 3. 시나리오별 (BO, SO)와 성능 평가

Scenario	Fixed	Run-Time	지연 요구사항 (sec)	Delay: Fixed (sec)	Delay: Run-Time (sec)
Pedometer	(4,3)	(6,0)	1	0.01139	0.40097
ECG		(4,1)	0.25	0.01707	0.08238
Pedometer		(4,1)	1	0.01154	0.05421
&ECG		(4,1)	0.25	0.01708	0.08259

[그림 3]는 고정 운영 방식과 run-time방식의 에너지 소모를 나타낸다. 두 방식의 에너지 소모차가 가장 큰 시나리오는 pedometer 단독으로 사용되는 경우이고 이 경우 run-time 방식이 약 96%의 에너지 gain을 얻었다. 이에 대한 가장 큰 원인은 run-time의 경우 실제 전력을 많이 사용하는 부분 (active period)이 고정 운영 방식에 비해 크게 작기 때문이다. ECG와 Pedometer&ECG의 경우에 있어서도 active period가 4배 차이가 나고 이것은 결과적으로 고정 운영 대비 각각 71%, 70%의 에너지 gain을 달성하게 했다. Run-time 운영 방식은 낮은 에너지 소모에도 각 애플리케이션의 지연 요구 사항을 준수하였다. [표 3]에 따르면 run-time은 요구 조건의 6~40% 범위 내의 delay를 얻었다. 고정 운영 방식 대비 지연 값은 컸는데 이는 BO가 클수록 데이터 간 전송 간격이 증가하고 SO가 작을수록 데이터를 보낼 수 있는 구간이 작아지기 때문이다.

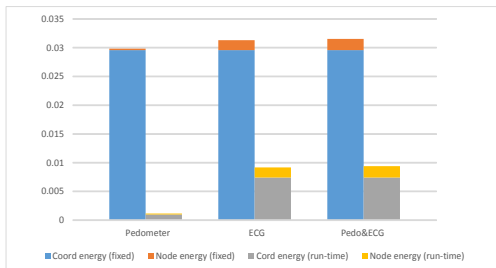


그림 3. 시나리오별 에너지 소비

3. 비용 분석

유도된 모델을 통해 결과값을 얻는데 있어서 장애물은 3N개의 비선형 방정식을 풀어야 한다는 점이다. 해를 풀어야 하는 시스템은 스마트워치처럼 제한된 연산 능력의 프로세서를 탑재한 곳에서도 원활히 수행되어야 한다. 이를 고려하여 선택된 알고리즘은 newton-raphson 알고리즘으로, 비선형 함수를 linear approximation를 통해 근사화하여 연산 속도가 빠른 장점을 가지고 있다. 설계된 알고리즘의 근의 정확도와 속도에 대한 성능 비교를 위해 Matlab에서 수행했을 경우와 비교하여 보았다. Matlab에서 사용하는 알고리즘은 Trust-region 기법으로, 비선형 함수를 선형이 아닌 이차함수로 근사화하여 정확도를 높이는 방법이다. 하지만 근사화를 위해 least square problem을 풀어야 하기 때문에 정확도는 높아지나 계산 시간에서 상대적으로 느리다. Matlab이 실행된 PC는 intel Core i5 듀얼코어 (2.67GHz)를 사용하며 RAM은 4GB인 시스템이다.

표 4. 연산속도 및 정확도 비교

	Pedometer	ECG	Pedo&ECG
Matlab (sec)	0.3	0.3	0.6
C (sec)	0.0016	0.001	0.004
Error (%)	0.0008	0.002	0.1

[표 4]에 따르면 제안 방식의 수행 속도는 18.75 (Pedometer), 300 (ECG), 150 (Pedo&ECG) 배 이득이 있었으며 값 차이는 가장 큰 차이를 보인 값이 0.1% (Pedo&ECG)의 수준으로 미미했다. 또한 모델에 기초한 최적해를 찾는 코드를 PC와 안드로이드에서 수행했을 때의 수행 시간은 [표 5]와 같다.

표 5. 플랫폼 별 코드 실행 속도 비교

	Pedometer	ECG	Pedo&ECG
PC (sec)	0.034	0.016	0.073
Android (sec)	0.042	0.047	0.018

[표 5]는 10회 수행한 평균으로 개발된 코드의 수행 속도는 100ms 이내로 안드로이드 시스템에서 무난히 사용될 수준이라고 판단된다.

VII. 결론

본 논문에서는 상이한 데이터 트래픽이 존재하는 異質 트래픽 환경에서 IEEE 802.15.4 MAC 프로토콜의 시스템 성능을 마코프 체인을 활용하여 분석하였다. 본 논문은 몇 가지 중요한 측면에서 이전 연구와는 차별된다. 첫째, 본 연구는 IEEE 802.15.4 MAC 프로토콜에 대한 비포화 및 이질 특성 트래픽 상황에 대한 성능 모델링을 수행하였다. 둘째, 유도된 모델링에 근거하여, 다양한 애플리케이션 운영 상황에서 에너지 최적화를 위한 실시간 MAC 프로토콜 파라미터 설정을 수행하였다. 셋째, 최적 운영을 수행하는 코드에 대한 복잡도를 테스트하여 실제 기기 레벨에서의 사용 적합도를 검증하였다. 특별히, 분석 결과의 안드로이드 실시간 최적화 코드 구현 결과는 PC 대비 해 정확도는 0.1% 수준, 수행시간은 100ms 이내로 스마트폰 통신 프로토콜 펌웨어 형식으로 충분히 구현될 수 있을 것으로 예상된다. 관련하여 본 논문의 결과는 CAP에 한정되는데 CFP 방식에 대한 시스템 성능 분석과 이를 바탕으로 CAP과 CFP를 모두 고려한 애플리케이션 별 최적 운영 방법을 실시간으로 선택하는 기법에 대한 구현을 추후 연구로 진행할 필요가 있다.

참고 문헌

[1] 최영환, 최윤철, 윤주상, “사물인터넷을 위한 네트워크 위킹 기술,” 한국통신학회 정보와 통신 열린강좌 제32권, 제12호(별책2호), pp.12-19, 2015.

[2] 박관근, “사물인터넷을 위한 라우팅과 매체접근 제어의 상호작용,” 한국정보통신학회논문지, Vol.19, No.10, pp.2465-2472, 2015.

[3] 양현호, “유비쿼터스 센서 망에서의 에너지 절약형 매체접근 제어 프로토콜,” 한국콘텐츠학회논문지, Vol.8, No.1, pp.177-185, 2008.

[4] Z. Shelby, S. Chakrabarti, E. Nordmark, and C. Bormann, “Neighbor Discovery Optimization for IPv6 over Low-Power Wireless Personal Area Networks (6LoWPANs),” IETF RFC 6775, Nov.

2012.

[5] 김경자, 한상훈, 구현우, “MANET에서 네트워크 수명 연장을 위한 라우팅 프로토콜,” 한국콘텐츠학회논문지, Vol.10, No.2, pp.120-129, 2010.

[6] IEEE Std 802.15.4TM “2003, Part 15.4: Wireless Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications for Low-Rate Wireless Personal Area Networks (LR-WPANs), Institute of Electrical and Electronics Engineers, 2003.

[7] G. Bianchi, “Performance analysis of the IEEE 802.11 distributed coordination function,” IEEE J. on Selected Areas in Communications, Vol.18, No.3, pp.535-547, 2000.

[8] P. Park, P. Di Marco, C. Fischione, and K. H. Johansson, “Modeling and Optimization of the IEEE 802.15.4 Protocol for Reliable and Timely Communications,” IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems, Vol.24, No.3, pp.550-564, 2009.

[9] S. Pollin, M. Ergen, S. C. Ergen, B. Bougard, L. V. Perre, I. Moerman, A. Bahai, P. Varaiya, and F. Cattoor, “Performance Analysis of Slotted Carrier Sense IEEE 802.15.4 Medium Access Layer,” IEEE Transactions on Wireless Communications, Vol.7, No.9, pp.3359-3371, 2008.

저자 소개

김 태 석(Tae-Suk Kim)

정희원



- 2000년 2월 : 한국과학기술원 산업공학과(공학석사)
- 2005년 2월 : 한국과학기술원 산업공학과(공학박사)
- 2016년 3월 ~ 현재 : 배재대학교 경영학과 교수

<관심분야> : 시스템 최적화, IT 경영