

효율적 GTS 할당 기법을 통한 산업용 IEEE 802.15.4 망의 실시간 주기성 데이터의 전송 기법

Efficient GTS Allocation Method of Industrial IEEE 802.15.4 Network for Real-time Periodic I/O Data

김 동 성*, 이 정 일
(Dong-Sung Kim and Jung-II Lee)

Abstract: In this paper, a dynamic GTS allocation method of wireless control networks is proposed for the use of factory automation using IEEE 802.15.4 MAC protocol. A superframe of IEEE 802.15.4 is applied to the transmission method of real-time periodic I/O data of wireless control systems within the limited time in factory environment. The method is proposed for efficient transmission of real-time periodic I/O traffic. The simulation results show the average network utilization and available I/O node numbers could be increased by the proposed method.

Keywords: wireless control networks, IEEE 802.15.4 network, dynamic GTS allocation methods, periodic data transmission

I. 서론

최근 들어 무선 제어 망 기술은 장치의 이동성 및 설치와 유지/보수 등이 용이하다는 장점들로 인해 공장 및 발전소 환경에 적용하려는 연구들이 시도되었다[1-3]. 산업용 환경에서 입출력 기기 및 구동기 등의 주기 데이터들은 4 byte 이내의 작은 크기를 가지고 있다. 또한, 이러한 소량의 데이터가 주기적으로 주어진 전송 시간 내에 전달되어야 한다. 무선 제어망 기술의 현장 적용을 위해서는 주기성을 가진 다수의 입출력 노드 지원과 실시간 데이터 전송의 문제 등이 해결되어야 한다[1].

이러한 요구조건들을 만족하는 무선 제어 기술들로서 IEEE 802.15.4에 대한 연구 및 응용 사례들이 발표되었다[3-6]. 이 연구들은 주로 IEEE 802.15.4 MAC 프로토콜 표준의 GTS의 효율성 및 한계점 분석과 모니터링에 대한 내용으로 제어 시스템을 위한 산업용 실시간 주기 데이터를 위한 적용 방법은 제안되지 않았다[7,8]. 유효 대역폭에 비해 소량 데이터로 인한 낮은 네트워크 이용률 및 실시간 지원 등의 문제들은 IEEE 802.15.4 기술의 제어망 적용에 있어서 극복되어야 할 문제들이다[3-5].

스케줄링 기법을 이용한 GTS (Guaranteed Time Slot) 할당 방법을 제안했다[3]. 그러나 이 방법 다수의 실시간 주기 I/O 노드를 효율적으로 지원할 수 없었다. [4]에서는 산발적 비실시간 데이터의 전송방법을 고려하였으나 주기적 데이터의 전송방법은 고려되지 않았다.

본 논문에서는 IEEE 802.15.4를 기반으로 하는 무선 제어 망의 주기성 입출력 데이터의 효율적 전송을 지원하기 위하여 GTS 동적 할당을 통한 실시간 전송 기법을 제안한

다. 이를 위하여 효과적인 동적 GTS 할당 알고리즘을 설계하고 모의실험을 통해 그 성능을 측정하였다.

본 논문의 구성은 다음과 같다. II 장에서는 표준 GTS 할당 기법의 문제점들을 분석하고 개선 방향을 고려했다. III 장에서는 네트워크 이용률을 고려한 다수 노드 지원이 가능한 동적 GTS 할당 기법 및 최대허용지연을 정의하였다. IV 장에서는 제시된 기법의 성능 분석 결과를 통하여 그 효율성을 분석하였다. 마지막으로 결론 및 향후 연구에 대해서 V 장에서 기술하였다.

II. IEEE 802.15.4 GTS 할당 기법의 분석

1. 표준 GTS 할당 기법 문제점

GTS의 길이는 기본 매개변수로 사용되는 슈퍼 프레임 순서 (SO: Superframe Order) 값에 따라 동적으로 설정한다. 예를 들어, SO가 0일 경우 단위 GTS는 0.96 ms에 해당하고 SO가 10이면 약 1초에 해당한다[6]. 그림 1처럼 SO 값을 다르게 할 경우, 슈퍼프레임을 이루는 기본 시구간의 길이가 달라진다.

실시간 주기 I/O 데이터의 경우 단위 시구간에 최대 허용 가능한 7개의 GTS로서 CFP를 구성하는 것이 다수 노드들을 효율적으로 지원할 수 있다.

그림 2는 표준 GTS 할당 방법의 문제점들을 보여준다.

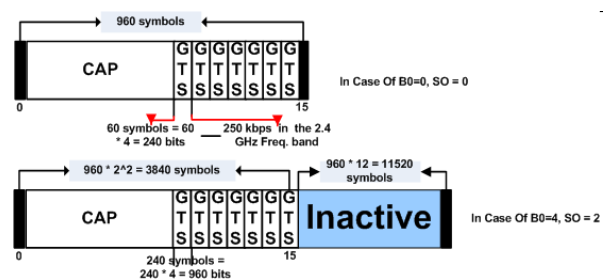


그림 1. SO 설정 값에 따른 슈퍼 프레임 길이.
Fig. 1. Superframe length by SO values.

* 책임저자(Corresponding Author)
논문접수: 2009. 9. 15., 수정: 2009. 10. 29., 채택확정: 2009. 11. 10.
김동성: 금오공과대학교 전자공학부(dskim@kumoh.ac.kr)
이정일: LS산전 중앙 연구소(windwiser@naver.com)
※ 본 논문은 교육과학기술부의 재원으로 한국연구재단의 지원을 받아 수행된 광역경제권 선도 산업 인재양성사업의 연구결과임.

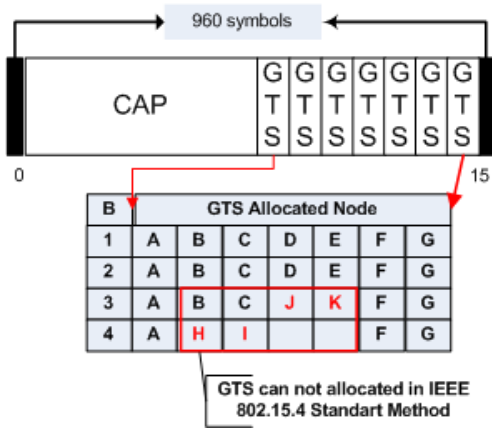


그림 2. GTS 할당 방법의 비효율적 문제.

Fig. 2. Problems on standard GTS allocation method.

슈퍼프레임 상에서 각각의 GTS를 획득하는 노드 주소가 유일하다고 정의하므로 H, I, J, K 노드들은 그림 2에 나타난 구간에서 GTS를 획득할 수 없다.

GTS 해지 요청은 GTS 요청 프레임상의 특정 타입 필드를 '0'으로 설정함으로써 이루어 질 수 있다. 만약 B 노드의 GTS 해지 과정이 이루어 질 때, H 노드는 일정 지연시간을 감수해야 한다.

GTS 전이유지시간 동안은 GTS를 기획득한 노드의 주소가 통지 프레임 상에 존재한다. 이미 해지 요청이 이루어진 뒤라도 이전 노드의 주소가 통지 프레임 상에 존재하면 신규 노드는 GTS를 할당 받을 수 없다.

노드에 의한 GTS 해지 요청을 제외한 해지 방법으론 조정자 노드에 의한 강제 해지 방법이 존재한다. 이 방법은 조정자 노드가 해당 GTS를 일정 시간 동안 사용하지 않는 노드로 인한 대역폭 낭비를 방지하기 위해 사용된다[6].

주기 입출력 데이터를 위해서 단위 GTS에 하나의 노드만을 할당하는 방법은 적합하지 않다. 이를 해결하기 위해서는 연속된 슈퍼프레임에서의 GTS 사용 노드의 주소를 다르게 할 수 있다. 이는 해당 GTS를 해지하고 새롭게 다른 노드를 설정한 것이 아니라, GTS를 할당할 때, 해당 GTS에 할당 가능한 여러 개의 노드를 동시에 할당하는 것이다. 이 각각의 노드는 매번 비코딩시 GTS 통지 프레임의 주소 필드에 자리 잡게 된다. 특정 순간의 슈퍼프레임에서는 유일한 주소가 있지만, 연속적인 슈퍼프레임에서 보면, 해당 GTS를 공유하는 노드들이 자신의 전송주기에 맞게 통지 프레임상의 주소 필드에 자리 잡는 형태가 된다.

2. GTS에 의해 제공되는 보장 대역폭 분석

실시간 I/O 데이터 전송은 주어진 GTS 전송 대역폭의 일부만 사용하게 된다[11]. 그림 3은 낮은 사용률을 가지는 주기 데이터가 GTS를 통해 전송될 때의 흐름을 보여주고 있다.

버퍼링된 데이터의 연속 전송의 경우, 도착되는 데이터의 전송은 도착률에 따른 지연시간으로 유휴(idling) 구간을 만들게 된다. 따라서 IFS (Inter Frame Spacing)와 같은 프로토콜 오버헤드와 유휴 구간을 고려하면 데이터 전송 시간 T_d 는 식 (1)과 같이 계산된다.

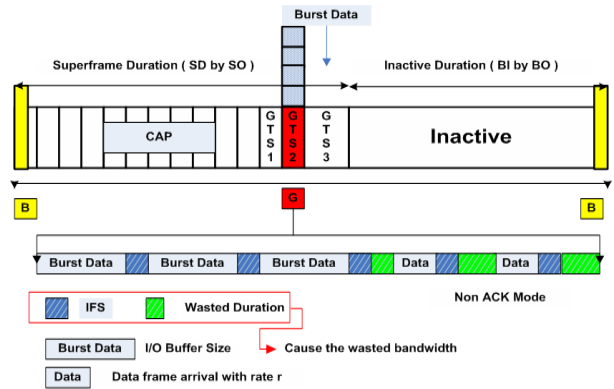


그림 3. GTS의 부분적 사용 예.

Fig. 3. Example of Partial usage on GTS.

$$T_d = T_{GTS} - T_{IFS} - T_{idle} \tag{1}$$

T_{GTS} 는 SO에 의해 구성된 단위 GTS 시간 길이에 해당한다. 이 시간은 3개의 단위백업기호(aUnitBackupSymbol)로 구성된다. SO가 0일 경우, 총 60 symbols(= 3×20)에 해당하며 240 bits의 데이터 전송 시간에 해당한다. 이는 0.96 ms에 해당하는 구간이다. T_{IFS} 는 IFS를 위한 시구간이며, T_{idle} 은 유휴 구간이다[11].

먼저 단위 GTS 내에서 데이터 전송을 위해 제공되는 보장 대역폭을 구하기 위해서 최대 처리율을 고려해 볼 수 있다. 이때 데이터의 전송을 위한 시간은 IFS와 유휴구간을 제외한 시간이다. 연속되는 비콘 프레임 사이에서 특정 GTS내의 최대 처리율 Th_{max} 는 식 (2)와 같이 구해진다.

$$Th_{max} = T_d \cdot C/BI \tag{2}$$

2.4 GHz 주파수 대역을 사용할 때, C(Capacity)는 250kbps에 해당하며, BI(Basic Interval)의 크기는 SO와 BO에 의해 정해진다. 예를 들어, 둘 다 0으로 설정된 슈퍼프레임에서의 T_{GTS} 는 0.96 ms, BI는 15.36 ms가 된다[3,6]. IFS의 크기는 데이터 프레임의 크기에 따라 SIFS(Short IFS)와 LIFS(Long IFS)중에 하나로 선택되는데, 짧은 실시간 주기 I/O 데이터의 경우 SIFS(48 bits)가 사용된다. 따라서 T_{IFS} 는 0.192 ms에 해당한다. 이를 이용하여 최대 처리율을 구해보면, 약 12.79 kbps가 계산된다. GTS 내에서 보장되는 데이터 전송을 위한 대역폭을 B_{GTS} 라고 할 때, 처리율과 B_{GTS} 사이에는 T_d 의 차이가 존재한다.

그림 4는 SO가 0 일 때의 단위 GTS 내에서 최대 처리율을 보인다[1]. 본 연구에서는 산업 환경에서의 필드 버스망의 데이터 길이를 바탕으로 최대 데이터의 크기가 4 bytes 이하이라고 가정한다. 따라서 GTS 내에서 전송되는 최대 데이터 프레임 사이즈는 MAC 계층에서 가장 큰 프레임인 SIFS의 최대치를 고려해 볼 수 있다. SO가 증가함에 따라, 단위 GTS내에서의 데이터 프레임의 전송 횟수와 형태는 차이를 가진다. 하지만 SO의 증가는 T_{GTS} 를 증가시키기 때문에, B_{GTS} 의 평균 크기는 일정한 값을 가지게 된다. B_{GTS}^{avg} 는 단위 시구간의 GTS가 제공하는 평균 보장 대

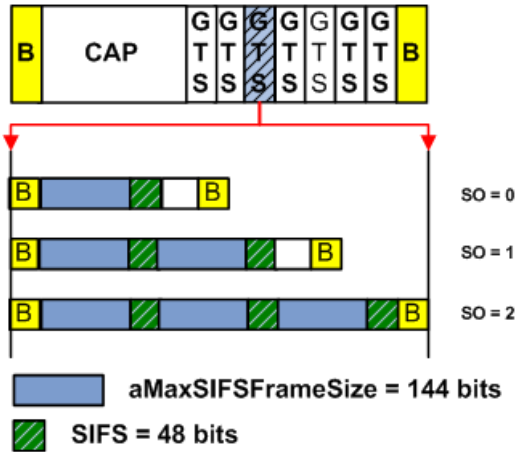


그림 4. GTS 할당에 의한 단위 시구간의 보장대역폭.
Fig. 4. Guaranteed Time slot by GTS allocation.

역폭을 의미하며 식 (3)에 의해 계산된다[11].

$$B_{GTS}^{avg} = \frac{\sum_{SO=0}^{14} T_d \cdot \frac{C}{BI}}{15} \quad (3)$$

여기서, SO의 최대치가 14[6]이며 대역폭의 평균값을 식 (3)을 통해 구하면, 12kbps가 된다. 따라서 타임 슬롯의 수를 k 라고 할 때, 평균 대역폭은 $k \cdot B_{GTS}^{avg}$ 가 된다. 공장 자동화 환경에서 실시간 주기 I/O 데이터의 최대 크기 일지라도 SIF 보다 작아서 낮은 사용률을 가지게 된다. 예를 들어, 매 20 ms 마다 32 bits의 데이터가 입출력 버퍼로 도착할 때에 도착률은 1.6 kbps에 해당한다. 1.6 kbps의 크기는 평균 대역폭 12 kbps에 비해 매우 작은 도착률에 해당한다.

3. 표준 GTS 할당 기법의 사용 시 네트워크 이용률의 문제점 분석

단위 GTS의 네트워크 이용률은 B_{GTS}^{avg} 를 이용하여 식 (4)와 같이 구해진다.

$$U_{GTS}^k = a_i / k \cdot B_{GTS}^{avg} \quad (4)$$

(a_i : 도착률)

식 (4)를 이용하면, 시 구간의 수 k 가 1일 경우, 1.6 kbps의 도착률을 가지는 주기 I/O 노드의 네트워크 이용률은 약 13%가 된다. 최대 I/O 노드를 지원하기 위해서 7개의 시구간으로 구성된 CFP를 구성하게 된다. 이는 SO가 0일 때, 6.72 ms에 해당하는 구간이 된다. 7개의 I/O 노드에게 7개의 GTS를 각각 할당하면 CFP내에서 낭비되는 대역폭 87%에 해당한다. 이러한 대역폭 및 I/O 노드 수의 제한 문제는 단위 GTS의 대역폭을 단위 노드에 할당함으로 인해 발생한다.

예를 들어, 1.6 kbps의 도착률을 가지는 두 개의 실시간 주기 I/O 노드의 경우, 표준에 따라 단위 GTS를 각각에 할당하지 말고, 단위 GTS내에서 대역폭을 할당하는 방식을 택하여 1.6 kbps를 가지는 두 노드에게 6(12/2) kbps의 대역폭을 할당하면, 이용률을 26% 까지 향상시킬 수 있다. 1.6 kbps의 도착률을 가지는 노드가 3, 4개이면, 이용률은 2배

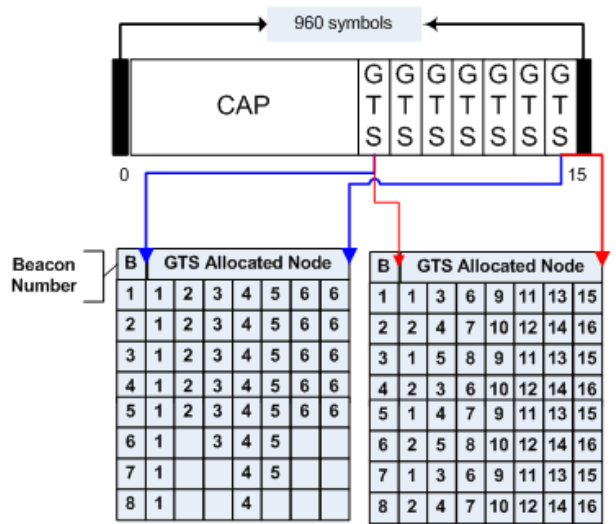


그림 5. 대역폭의 분할을 통한 GTS 할당 표의 예.
Fig. 5. Example of GTS table by bandwidth allocation.

또는 3배로 증가시킬 수 있다. 그림 5는 이러한 대역폭의 분할을 통한 GTS 할당 표의 예를 나타내었다.

GTS가 특정 I/O 노드에게 할당되면 조정자 노드는 해당 노드의 주소를 GTS 통지 프레임의 GTS 목록 필드에 등록한 후 이를 해당 노드에게 돌려준다.

III. 동적GTS 알고리즘의 설계 및 구현

1. 동적 GTS 할당 알고리즘

단위 GTS를 확보한 노드가 하나일 경우, GTS의 해제와 할당의 반복은 지연시간이 발생한다. 하지만, 연속되는 슈퍼 프레임 상에서 해당 GTS를 사용할 수 있는 노드는 여러개 일 수 있다. 이는 반복과 해제를 통해 다음 노드가 GTS를 사용할 수 있게 된 것이 아니라, 단위 GTS에 다수의 노드를 사전에 할당하면 가능하다.

예를 들어, 단위 GTS를 2, 3, 4번의 노드에 할당하는 것은 다음과 같다. 처음 할당된 노드가 2번이라면, 2번 노드는 해당 슈퍼프레임의 비콘 프레임이 브로드캐스팅시 GTS 목록 필드를 참조하여, 자신이 해당 GTS를 획득했음을 알 수 있다. 반면에 다른 노드들은 해당 GTS를 사용하지 못한다. 다음 슈퍼프레임에서 조정자 노드는 해당 GTS 목록 필드에 3번의 주소를 기록한 후 비콘 프레임을 브로드캐스팅 한다. 이에, 3번 노드가 해당 GTS를 확보함을 알 수 있게 되고, 나머지 노드는 해당 GTS에서 대기하게 된다. 이처럼, 특정 슈퍼프레임에서 GTS를 사용하는 노드의 주소는 유일하지만, 연속적인 슈퍼프레임으로 볼 때에는 여러 노드가 해당 GTS를 공유하게 된다.

이 방법은 해당 GTS내에서의 네트워크 이용률 향상과 단위 GTS내에 다수의 노드를 동시에 지원할 수 있다. 산업용 환경에서는 다양한 도착률을 가지는 많은 수의 노드를 고려해야 한다. 예를 들어, 2 kbps를 가지는 3개 노드와 1 kbps를 가지는 2개의 노드를 고려할 때, 이 노드들에게 2.4(12/5) kbps의 대역폭을 각각 할당하는 것은 효율적이지 못하다.

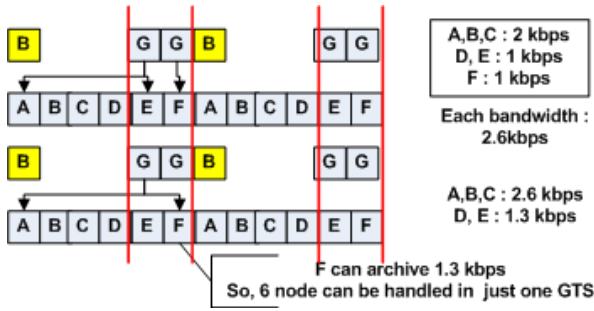


그림 6. GTS 할당 형태의 사례.

Fig. 6. Example of GTS allocation.

그림 6은 높은 도착률을 가지는 노드 쪽에 높은 대역폭 할당 비율을 설정하는 GTS 할당 형태를 보여주고 있다.

이용률이 높은 노드 쪽에 큰 대역폭을 할당함으로써, 신규 노드의 추가적인 GTS 할당을 피할 수 있다. 이는 네트워크 이용률의 향상과 더불어 다양한 도착률을 가지는 다수 노드 지원에 효율적이다. 그림 6은 동일 대역폭 할당을 할 경우에 신규 노드 F에 새로운 GTS를 할당해야 하는 경우를 보여준다. 반면, 공평한 대역폭이 아닌 D와 E노드에 1.3 kbps의 대역폭을 할당하였다면, 각 노드에서의 이용률을 높일 수 있다. 또한 1.6 kbps의 유효 대역폭을 가지며 신규 노드 F에 요구되는 도착률을 만족하므로, 같은 비율로서 1.3 kbps의 대역폭을 할당할 수 있다. 이는 GTS내의 이용률을 최대화 하면서 신규 노드로 인한 불필요한 GTS 할당을 방지 할 수 있다.

각 실시간 주기 I/O 데이터들의 상대적 비율에 기초한, 대역폭 할당방법은 아래와 같다.

- 1) 동일한 도착률을 가진 노드들의 그룹을 생성한다.
- 2) 최댓값을 가지는 도착률 그룹에 B_{GTS}^{fair} 을 할당한다.
- 3) 나머지 그룹에 대해서는 최대 도착률 값인 A_{max} 에 도착률의 비율인 B_{GTS}^{fair} 에 곱하여 B_{GTS}^D 및 B_{GTS}^E 을 구한 후 할당한다.
- 4) 신규 노드의 GTS 공유가 요구되면, 해당 노드 A가 GTS에서 남아 있는 대역폭을 조사한다.
- 5) 4번에서 대역폭 여유가 있다면, 신규 노드를 해당 그룹에 위치시키고, 3번 과정과 같이 대역폭을 할당한다.

3번째 과정에서 최대 도착률에 해당하지 않는 노드들에게 할당되는 대역폭의 값을 결정하는 방법은 식 (5)와 같이 최대 도착률을 가지는 노드 집합에 대한 비율을 이용해 결정할 수 있다.

$$B_{GTS}^D = B_{GTS}^{avr} / N \text{ (최대 도착률을 가진 그룹)}$$

$$B_{GTS}^E = B_{GTS}^{avr} / N \cdot \frac{A_i}{A_{max}}, \text{(그 외의 그룹)} \quad (5)$$

식 (5)에서 A_i 는 최대도착률 그룹에 속하지 않는 i 번째 노드 I/O 노드의 도착률을 의미한다. 임의의 i 번째 노드는 대역폭 B_{GTS}^{fair} 에 곱함으로써, 최종 적용 대역폭 B_{GTS}^D 를 구하게 된다.

이는 3번 과정에서 최대 도착률을 가지지 않는 노드들에게 할당되는 대역폭의 값을 결정하는 방법으로 최대 도착률을 가지는 노드 집합에 대한 비율을 사용하고자 함이다. 만약, 추가로 신규 노드들의 GTS 공유 요청이 발생하면, 해당 GTS에 남아 있는 여유 대역폭을 고려한 후, 식 (5)에 의거하여 해당 노드에게 대역폭을 할당할 수 있다.

2. GTS 서비스 함수를 이용한 최대 허용 지연 시간의 도출

GTS를 효율적으로 할당하기 위해서는 데이터의 도착률과 함께 전송 데드라인을 고려하여야 한다. GTS에 의해 보장되는 대역폭은 GTS가 제공하는 서비스 함수의 기울기에 해당된다[9]. 최대 버퍼 크기가 4 bytes 일 때, 각각의 실시간 주기 I/O 데이터 노드들의 도착률이 결정되면, 주어진 GTS의 서비스 함수와 각각의 실시간 주기 I/O 데이터 노드들의 도착률 사이의 수평 거리를 계산한다. 이때, 주어진 GTS 서비스 함수에서의 최대 허용 지연 시간 (MADBs, Maximum Allowable Delay Bounds)를 구할 수 있게 된다.

그림 7은 결정 대기 이론에 기초한 노드의 도착률 함수와 서비스 함수 사이의 관계를 보여 준다[7,8].

단위 GTS에 의해 보장되는 평균 대역폭의 크기는 12 kbps로 GTS의 서비스 함수의 기울기에 해당한다. 최대 입출력 버퍼 크기인 4 bytes 이므로, 모든 실시간 주기 I/O 데이터 노드들의 도착률은 버퍼에 있는 데이터가 모두 전송된 후부터 전송될 수 있다.

GTS를 획득한 노드는 자신의 GTS 구간까지 일정한 서비스 지연시간을 가지게 된다. 서비스 지연시간은 해당 GTS에 의해 제공되는 서비스 함수가 나타날 때까지의 시간으로, BI (Beacon Interval)에서 GTS의 시간을 뺀 값에 해당한다. 예를 들어, 첫 번째 GTS에서 대기 중인 데이터의 전송이 완료되었다면, 두 번째 GTS 때부터는 도착되는 데이터의 전송이 가능해 진다. 만약 2번째 GTS의 경우라면, 해당 서비스 지연시간은 $2BI - T_{GTS}$ 가 될 것이다. k 번째 GTS를 도달하기 까지 기다려야 하는 서비스 지연시간은 식 (6)을 이용해 알 수 있다.

$$T_{Latency} = k \cdot BI - T_{GTS} \quad (6)$$

그림 8은 i 번째 주기 I/O 데이터 노드의 도착률 함수와

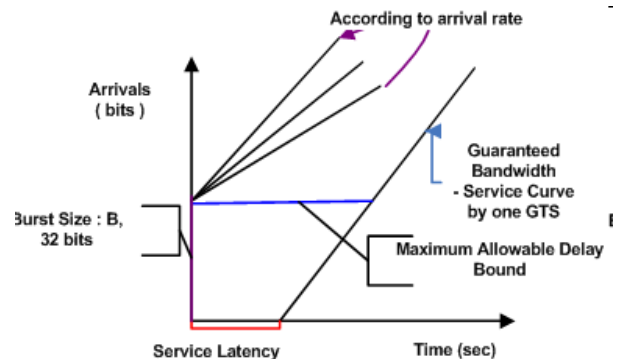


그림 7. GTS 서비스 함수와 도착률에 따른 최대허용지연시간 [8].

Fig. 7. Maximum allowable delay time by arrival rate and GTS service function [8].

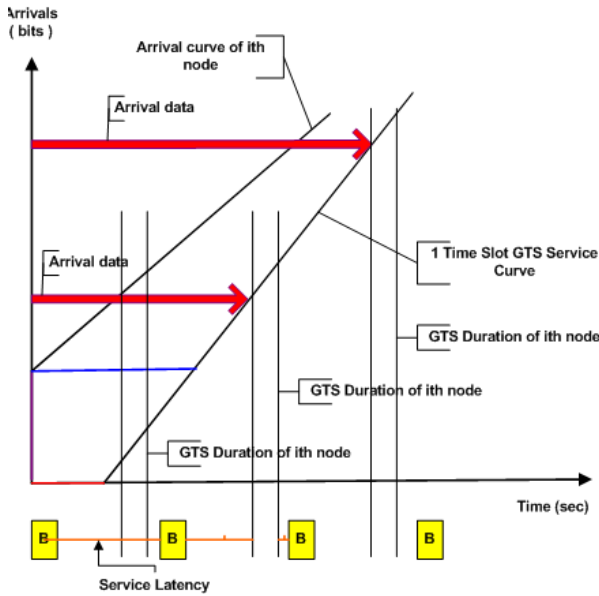


그림 8. i 번째 노드의 도착률 함수와 B_{GTS}^{avg} 을 기울기로 하는 GTS의 서비스 함수 사이의 관계.

Fig. 8. Relative relation between GTS service function and i th arrival rate.

평균 대역폭 B_{GTS}^{avg} 가 기울기인 GTS의 서비스 함수 사이의 상호 관계를 보여준다. 여기서 GTS가 제공하는 평균 대역폭 B_{GTS}^{avg} 이상의 도착률을 가지는 노드는 서비스 될 수 없다.

입출력 노드 버퍼상의 모든 데이터가 전송된 후, 노드는 자신의 GTS의 구간까지 일정 구간의 서비스 지연 시간을 가지게 된다. 서비스 지연 시간은 버퍼상의 데이터가 GTS를 통해 전송될 수 있는 시점까지의 시간에 해당한다.

최대 허용 지연 시간은 도착 함수와 서비스 함수 사이의 최대 수평 거리에 해당하므로 해당 노드의 도착 데이터가 이 시간보다 작은 값을 요구하는 경우라면, GTS를 통한 전송이 가능해 진다.

이는 해당 노드의 도착률이 B_{GTS}^{avg} 보다 작다는 것을 의미한다. i 번째 노드의 입출력 버퍼 크기를 b_i 라고 할 때, 해당 노드의 최대 허용 지연 시간은 식 (7)과 같다. 식 (7)의 결과를 이용하여 GTS 할당 여부를 판별한다.

$$D_{max} = \frac{b_i}{B_{GTS}^{avg}} + (BI - T_{GTS}) \quad (7)$$

3. GTS 할당 알고리즘의 구현

신규 및 기존 노드의 트래픽 정보가 수정될 경우 수정된 GTS 요청 프레임의 조정자 노드에 전송함으로써, GTS 할당 테이블을 갱신 할 수 있다.

그림 9는 IEEE 802.15.4 프레임 중에 트래픽 정보가 추가된 GTS 요청 프레임의 특성 필드를 보여주고 있다. 특성 필드의 6번째 비트를 '1'로 설정하고 해당 GTS를 확보한 노드가 이를 다시 재전송할 시, 조정자 노드는 항상 6번째 비트를 검사하게 된다. 해당 비트가 '1'로 설정되어 있으면,

bits	0-3	4	5	6	7	
	GTS Length	GTS Direction	Characteristic Type	Traffic Info	Reserved	Modified GTS characteristics Fields

그림 9. 변경된 GTS 필드 정보.

Fig. 9. Field information of modified GTS.

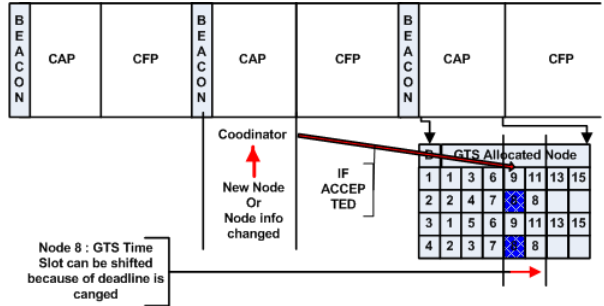


그림 10. 변경된 GTS 요청을 이용한 예제.

Fig. 10. Example of modified GTS requests.

```

/*****GTS Allocation Manager*****/
int GTS_TimeNumber; //GTS Slot Number
// Make Traffic Set according to (address, Buffer Size, Arrival Rate, Required Delay Bound)
typedef Struct Traffic_Set S;
S = make_S(addr, b, a, delay);

if( GTS_Allocation_Check(S) == TRUE )
{
// arrival rate and delay requirement check
GTS_TimeNumber = identify_GTS_Location(S);
GTS_Allocation(S, GTS_TimeNumber);
}
else
{
// increase the failure of GTS allocation of the addr
S.addr.GTS_Fail_Count++;
GTS_priority_modify(S); // increase the GTS Allocation Priority of the node
}
    
```

그림 11. GTS 할당 관리기의 구현 모듈.

Fig. 11. Implemented module GTS allocation Algorithm.

조정자 노드는 해당 노드가 새로운 노드이거나 트래픽 정보가 변화된 것을 감지할 수 있게 된다. 따라서 해당 노드의 새로운 트래픽 정보를 수신하게 되면, 이를 바탕으로 GTS 할당 테이블을 재조정하게 된다. 그림 10은 그 한 예를 보여주고 있다.

그림 9의 GTS 요청 프레임의 특성 필드(음영이 표시된 부분)의 6번째 비트의 설정 여부를 이용해 새로운 트래픽 정보의 유무를 알 수 있다. 조정자는 GTS 요청 프레임의 특성 필드의 5번째의 비트 검사를 통해, GTS 요청을 감지하고 GTS 할당 여부를 결정한다.

동시에 6번째 비트를 검사하여, 해당 노드의 GTS 요청이 신규 GTS 할당을 요구하는 것이 아니라 트래픽 정보에 변화에 따른 GTS 할당 요청인지를 구별한다.

그림 11은 GTS 할당을 위해 조정자 노드에서 수행되는 GTS 할당과정 코드 중 일부 모듈을 보여준다. 특히, 그림 12는 내부 I/O 데이터의 도착율과 요구된 지연시간을 바탕으로 GTS의 할당 및 위치를 결정하는 순서 과정에 해당한다.

```

Boolean GTS_Allocation_Check(S)
{
// check the GTS Allocation Condition according to Standard
if ( length_CAP == aMinCAPLength && current_GTS_Timestot <= 7 ) return TRUE;
else
{
return FALSE;
}
}

int identify_GTS_location( Struct Traffic_Set S )
{
// N : count of all real-time periodic I/O Data node
for(i=0; i < N; i++)
{
// Dynamic Bandwidth Calculation
if( S.a <= max_arrival_rate(S) )
{
// Aver_B : average GTS guaranteed bandwidth -> 12kbps
S.Dynamic_B = Aver_B/N * S.a/max_arrival_rate(S);
}
}

for(k=1; k<8; k++) // GTS Maximum Count is 7
{
// calculation MADB OF a Node
Dmadb = ( S.b/Aver_B ) + ( BI - Tgts );
if( S.delay <= Dmadb )
if( apply_to_GTS_table(S,k) )
else k++;
// because of duplicated transmission Period
// step to next GTS time slot
} // end of for
return k; // return the allocable GTS Time Slot Number
} // end of if( S.a <= max_arrival_rate(S) )
}
    
```

그림 12. GTS 할당 관리기의 부분 모듈.

Fig. 12. Example of GTS allocation module.

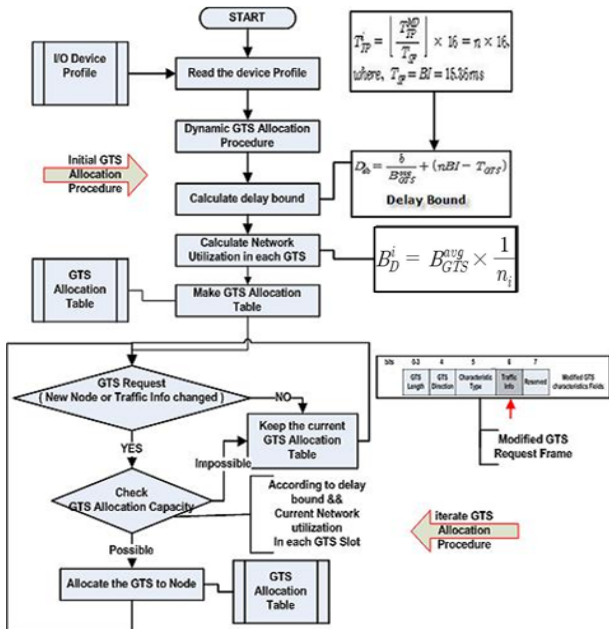


그림 13. 동적 GTS 할당 절차 순서도.

Fig. 13. Procedure of dynamic GTS allocation.

초기 해당 GTS 슬롯에 할당된 노드 수 i_n 을 통해, 특정 데드라인 범위의 최대 할당 가능 노드 수를 식 (8)을 통해 알 수 있다. 여기서 n_i 은 i 번째 GTS에 할당된 노드 수이다.

$$n_i \geq i_n, C_{n_i}^{\max} = n_i - \left(\frac{n_i}{i_n}\right) \text{ 그 외 } C_{n_i}^{\max} = 1 \quad (8)$$

$C_{n_i}^{\max}$ 는 초기 GTS 할당 테이블 완성된 후 n_i 값을 가지는 i 번째 노드가 해당 GTS에서 할당 가능한 최대 수를 의미 한다. 그림 13은 동적 GTS 할당 기법을 적용했을 때의 GTS 할당 순서도이다.

IV. OPNET을 이용한 컴퓨터 모의실험

모의실험에서는 구현된 IEEE 802.15.4 모델을 이용하여 표준 GTS 할당 기법과 제안된 동적 GTS 할당 기법을 네트워크 이용률과 지원 가능한 I/O 노드 수를 비교하였다. 실험을 위해 25개의 I/O 노드에서 10 분간 29,040개의 슈퍼프레임을 수행한 결과를 분석했다. 초기 GTS를 할당받는 A-G 노드의 GTS 할당을 위한 트래픽 정보는 표 1과 같다. 여기서 실시간 데이터의 주기는 비콘 주기인 15.36 ms 보다 크다고 가정한다.

동적 GTS 할당 기법을 적용 후 표 2와 같이 총 18개의 신규 노드를 추가하였다. 추가 노드들은 도착률이 1kbps, 데드라인은 70, 80, 100, 130 ms 등으로 설정되었다.

그림 14는 각각 IEEE 802.15.4의 GTS 할당 기법과 동적 할당 기법을 적용했을 때의 GTS내에서 나타난 네트워크 이용률의 결과이다. 대부분의 노드들의 네트워크 이용률이 향상됨을 실험을 통해 알 수 있다. 그림 14에 나타난 일부 노드의 낮은 네트워크 이용률은 두 가지 요인 때문에 발생한다. 첫 번째는 산업 환경에서의 IFS와 같은 프로토콜 오버헤드의 영향이 상대적으로 크게 작용하기 때문이다. 둘째로 각각의 실시간 주기 I/O 노드들은 자신의 전송 주기에 따라서 매체 접근을 시도하기 때문에, 전송주기에 해당하지

표 1. 7개 I/O 노드에 대한 트래픽 정보.

Table 1. Traffic information of 7 I/O nodes.

노드	도착률	I/O Data 크기	데드라인	n
A	3.4 kbps	4 Byte	40 ms	2
B	2.7 kbps	4 Byte	50 ms	2
C	6.8 kbps	4 Byte	20 ms	1
D	4.5 kbps	4 Byte	30 ms	1
E	2.2 kbps	4 Byte	60 ms	4
F	1.9 kbps	4 Byte	70 ms	4
G	1.5 kbps	2 Byte	80 ms	4

표 2. 18개 신규 I/O 노드에 대한 트래픽 정보.

Table 2. Traffic information of 18 new I/O nodes.

노드	도착률	I/O Data 크기	데드라인	n
H	1.9 kbps	4 byte	70 ms	4
I	1.7 kbps	4 byte	80 ms	4
J	1.9 kbps	4 byte	70 ms	4
K	1.9 kbps	4 byte	70 ms	4
L	1.9 kbps	4 byte	70 ms	4
M	1.3 kbps	4 byte	100 ms	4
O	1 kbps	4 byte	130 ms	8
P	1 kbps	4 byte	130 ms	8
Q	1 kbps	4 byte	130 ms	8
R	1 kbps	4 byte	130 ms	8
S	1 kbps	4 byte	140 ms	8
T	1 kbps	4 byte	150 ms	8
U	1 kbps	4 byte	130 ms	8
V	1 kbps	4 byte	130 ms	8
W	1 kbps	4 byte	130 ms	8
X	1 kbps	4 byte	130 ms	8
Y	1 kbps	4 byte	140 ms	8
Z	1 kbps	4 byte	150 ms	8

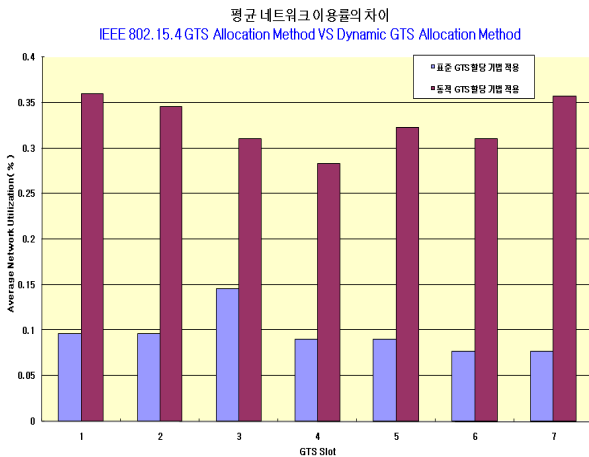


그림 14. 평균 네트워크 이용률의 비교.

Fig. 14. Comparison results of network utilization.

않는 GTS 구간에서는 전송 행위가 발생하지 않는다.

동적 GTS 할당 기법의 특징은 기본 전송 주기를 슈퍼프레임의 길이로 사용하는 것에 있다. 즉, 슈퍼프레임의 길이에 근접하는 전송주기에 해당하는 테드라인을 요구하는 I/O 노드가 많아질 경우, 지원 가능한 노드의 수는 상대적으로 감소할 수밖에 없는 한계점을 가지고 있다. 따라서 동적 GTS 할당 기법에서는 40ms 이상의 테드라인을 요구하는 주기 I/O 데이터 노드들의 수가 많을수록 GTS를 사용할 수 있는 노드 수가 증가하게 된다.

V. 결론

본 논문에서는 IEEE 802.15.4 기반의 산업용 무선 제어 네트워크를 구현을 위한 동적 GTS 할당 기법을 제안하였다. 기존 방법의 문제점 분석을 통해 IEEE 802.15.4 GTS 할당 기법의 한계점을 찾아내고 네트워크 이용률과 지원 가능한 노드 수를 증가시킬 수 있는 GTS 할당 기법 및 각 GTS의 최대 허용 지연 값을 구하였다.

또한 OPnet Modeler를 이용하여 산업용 제어 망으로의 제안된 방법이 적용된 IEEE 802.15.4의 사용 가능성을 분석해보고 제안된 방법의 장단점을 조사해 보았다.

향후 연구로는 멀티 홉 환경에서의 지연 시간 분석과 이를 바탕으로 한 비콘 스케줄링 기법 및 다양한 도착률을 통한 GTS 할당기법의 성능 분석 등을 생각해 볼 수 있다. 또한 비콘 간격보다 짧은 주기를 갖는 실시간 데이터에 대한 처리 방법도 고려되어야 한다.

참고문헌

[1] F. De Pellegrini, D. Miorandi, S. Vitturi, and A. Zanella, "On the use of wireless networks at low level of factory automation systems," *IEEE Trans. on*

Industrial Informatics, pp. 129-143, vol. 2, no. 2, 2006.

- [2] A. Willig, K. Matheus, and A. Wolisz, "Wireless technology in industrial network" *Proc. of the IEEE*, pp. 129-143, vol. 93, Issue 6, 2005.
- [3] D. H. Choi and D. S. Kim "Wireless Fieldbus for networked control systems using LR-WPAN," *International Journal of Control, Automation, and Systems*, pp. 1-7, vol. 6, no. 1, 2008.
- [4] 이정일, 김동성 "공장 환경에서의 무선 제어 시스템을 위한 센서네트워크의 동적 스케줄링 기법에 대한 연구," *전자공학회 논문지*, 제45권 제2호, pp. 45-54, 2008.
- [5] 이정일, 김동성 "비주기적 실시간 데이터 전송을 위한 IEEE 802.15.4 망의 동적 백오프 조정 기법에 대한 연구," *제어 · 로봇 · 시스템학회 논문지*, 제14권 제3호, pp. 318-327, 2008.
- [6] IEEE 802.15.4 Standard Part 15.4: Wireless Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications for Low-Rate Wireless Personal Area Networks (LR-WPANs), IEEE Standards Board, 2007.
- [7] A. Koubaa, M. Alves, and E. Tovar "Comprehensive Simulation Study of Slotted CSMA/CA for IEEE 802.15.4 Wireless Sensor Networks," *IEEE International Workshop on Factory Communication Systems*, Torino, Italy, Jun. 2006.
- [8] A. Koubaa, M. Alves, and E. Tovar, "GTS allocation analysis in IEEE 802.15.4 for real-time wireless sensor networks," *International Workshop on Parallel and Distributed Real-Time Systems (WPDRTS)*, 2006.
- [9] J.-Y. Leboudec and P. Thiran, "A Theory of Deterministic Queuing Systems for the Internet," *LNCS*, vol. 2050, p. 274, 2001.
- [10] H. S. Park, D.-S. Kim, and W. H. Kwon, "A scheduling method for network based control systems," *IEEE Transaction on Control System Technology*, vol. 10, pp. 318-330. 2002.
- [11] 김동성, 이정일 "실시간 혼합 트래픽 전송을 위한 산업용 IEEE 802.15.4 망의 체계적 전송 기법," *대한 전자공학회 논문지* 66권 CI 6호, 2008.

김 동 성

제어 · 로봇 · 시스템학회 논문지 제 16 권 제 2 호 참조.

이 정 일

제어 · 로봇 · 시스템학회 논문지 제 14 권 제 3 호 참조.