

<http://dx.doi.org/10.7236/IIBC.2015.15.6.79>

IIBC 2015-6-11

타임-트리거드 이더넷의 차량네트워크 적용 연구

A Study on Application of Time-Triggered Ethernet for Vehicle Network

박미룡*, 윤미희**, 나기열***, 김동원****

Mi-Ryong Park*, Mihee Yoon**, Ke-Yeol Na***, Dongwon Kim****

요약 본 논문에서는 최근 자동차 산업의 뜨거운 이슈로 부각되고 있는 이더넷 기반 차량 네트워크 기술을 살펴본다. 현재 인포테인먼트에 널리 쓰이는 MOST(Media Oriented Systems Transport)를 차량용 이더넷이 조만간 대체할 것으로 보이고 있다. 하지만 이더넷의 여러 가지 장점에도 불구하고 차량네트워크의 통합 백본으로 쓰기 위해서는 기존 표준 리거시 이더넷으로는 적합치가 않다. 따라서 브로드밴드 멀티미디어 트래픽뿐만 아니라 운전자 지원 및 안전 서비스 영역에서 요구하는 실시간성 및 신뢰성 요구조건에 맞도록 표준 리거시 이더넷을 확장 수정할 필요가 있으며 이를 위한 다양한 시도로써 타임-트리거드 이더넷(Time-triggered Ethernet)으로 알려져 있는 AS6802를 살펴보고, 트래픽 모델 해석적 성능 분석과 최악의 경우 지연시간 분석을 통해 차량네트워크로써 적합한 운용조건과 환경을 고찰한다.

Abstract In this paper, we examine Ethernet based vehicle network which is recently emerging technology. Current MOST for entertainment will be soon replaced with the emerging Ethernet based vehicle network. Although legacy standard Ethernet has several advantages it is not suitable for vehicle backbone network without any modification. As a result, many researches are happening on extending and modification of the Ethernet function for realtime and reliability. Time-triggered Ethernet, one of many trials known as AS6802, is investigated on the architecture and functionalities. We design the traffic model on Time-triggered Ethernet and analyse the latency of the network. We also consider the QoS requirement and environment of operating configuration for vehicle network.

Key Words : Vehicle network, realtime traffic, Time-triggered Ethernet, AS6802

1. 서론

최근 차량 시스템에서 차량 내부 전자장치들의 네트워크 구성이 가장 복잡한 문제의 근원이 되고 있다. 스마트 지능화를 추구하는 차세대 차량^[1]은 이에 대처하는 단순화된 접근법을 요구한다.

차량통신에서 전형적인 요구사항으로 포인트-투-포

인트 지연시간은 10ms 미만을 요구하며, 컨트롤 루프(control loop) 제어신호에 대해서는 요구사항이 보다 엄격하여 100us 미만으로 요구된다고 본다.^[2]

차량용 백본 네트워크로써 우선순위를 부여한 이더넷을 사용하더라도 상기 요구사항을 맞추기는 쉽지 않다. 극히 제한적인 트래픽만 부가한 상태에서 단일 스위치를 사용하고 과잉설비(overprovision)한 경우에도 완전히

*정회원, 한국전자통신연구원 자동차IT플랫폼연구실

**정회원, 충북도립대학 컴퓨터융합공학과

***정회원, 충북도립대학 반도체전자과

****정회원, 충북도립대학 반도체전자과(교신저자)

접수일자: 2015년 10월 19일, 수정완료: 2015년 11월 19일

게재확정일자: 2015년 12월 11일

Received: 19 October, 2015 / Revised: 19 November, 2015 /

Accepted: 11 December, 2015

****Corresponding Author: won@cpu.ac.kr

Dept. of Semiconductor Electronics, Chungbuk Prov. Univ., Korea

요구사항을 만족시키기는 어려울 수 있고, 네트워크를 분할하는 형태나 부가되는 트래픽 부하 정도에 따라서 컨트롤 루프 제어정보의 전송 성능에 상당히 영향을 많이 미침을 보이는 연구가 되고 있다.^[3]

표준 스위치드 이더넷을 실시간 트래픽을 수용할 수 있도록 수정 확장하는 여러 시도가 있었다. 그 중에서도 최근 다양한 미디어 액세스를 사용하고 우선 순위 전략을 수용하는 타임-트리거드 이더넷(Time-Triggered Ethernet, AS6802 규격)를 살펴본다.^[4-7]

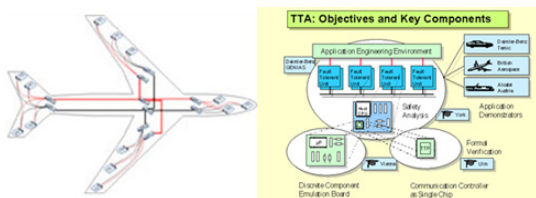


그림 1. AS6802 타임-트리거드 이더넷
Fig. 1. AS6802 Time-Triggered Ethernet

이 기술은 Society of Automotive Engineers에서 SAE AS6802로 표준화된 기술로 TTTech 회사에 의하여 규격화된 이더넷 기술이다. 초기 TTTech사는 이더넷을 실시간성을 강화하여 그림 1과 같이 비행기 내부 버스에서 사용할 수 있는 수준의 물리장치와 MAC 기능의 수정을 통하여 안정성을 강화시켰다. 타임-트리거드 이더넷 규격에는 타임-트리거드 프로토콜을 정의하고, 타임-트리거드 메시지, Rate-Constrained 메시지, 및 기존의 Best-Effort 이더넷 메시지를 동시에 수용할 수 있는 형태의 규격이 제시되어 있다.

초기 TTTech사가 형성되기 이전에는 비엔나 공대에서 2000년부터 시작하여 이동물체에 사용할 수 있는 실시간 이더넷에 대한 규격작업을 시작으로 2005년 타임-트리거드 기술이 접목된 타임-트리거드 이더넷 프로젝트를 시작 하였으며, 2007년에 100Mbps급의 선점형 스위치에 대한 프로토타입을 출시하였으며, 2010년경에는 개발환경과 시험도구들을 출시하여 상용 수준의 서비스를 만들 수 있도록 기술들을 지원하였다. 이러한 과정에서 TTA(Time Triggered Association)을 형성하여 이동체형 실시간 이더넷(SAE AS6802) 기술 표준을 제정하였다. 타임-트리거드 기술은 보잉 787기, 에어버스 380, 록히드마틴 F-16 전투기, NASA 오리온 인공위성 등 다양한 이동 비행체에 탑재되었다. 또한 타임-트리거드 이

더넷의 핵심 프로토콜인 TTP(Time Triggered Protocol) 표준은 2011년 2월 SAE에서 AS-6803 표준 프로토콜로 확정되었다.

2장 본문에서는 타임-트리거드 이더넷 기술들을 트래픽 클래스와 동기화 관점에서 살펴보고 스위치와 컨트롤러들의 주기싸이클 운용관점과 라우팅 방법을 살펴본다. 3장에서는 프로토콜의 동작을 트래픽 모델링을 실시하고, 네트워크 파라미터에 따른 대기지연시간과 전체 네트워크를 통한 최악의 경우 전송지연시간을 살펴보고 QoS 요구사항과 운용조건에 관해 고찰한 후, 4장에서 결론을 맺는다.

II. Time Triggered Protocol^[3, 4]

1. 타임-트리거드 이더넷 구성

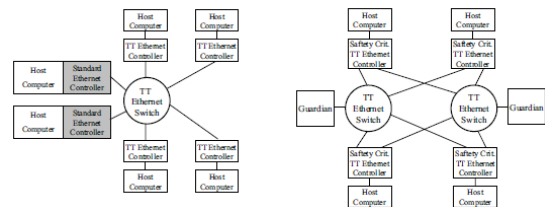


그림 2. 타임-트리거드 이더넷 구성
Fig. 2. Time-Triggered Ethernet Configuration

타임-트리거드 이더넷(TTE) 구성은 스위치 기반 구조이며 모든 노드가 양방향 포인트-투-포인트 링크에 의해 스토어-앤-포워드(또는 컷-스루) 스위치에 연결된다. 그림 2는 표준 형상(standard configuration)과 고신뢰성 안전서비스 적용이 가능한 고장감내 형상(fault-tolerant configuration)의 구성을 보여준다.

또한 가디언(guardian)은 가디언 메시지를 통하여 이중화 구조를 해결하고 있다. 한순간 스위치의 오류로 실시간성 패킷의 전달이 어려울 경우 이중화 경로를 통하여 메시지를 전달하게 된다.

2. Traffic class

TTE는 3가지 다른 트래픽 등급을 정의한다. TT(Time triggered) 통신을 위해서는 오프라인상에서 각 참여자에게 전용 고정 타임 슬롯이 할당된다. 이를 협력(coordinated) TDMA(Time Division Multiple Access) 전략이라 하고 예측가능한 지연시간과 일정한

(deterministic) 전송을 보장한다.

동기화 타임 트리거 메시지외에도, 두가지 이벤트-트리거 메시지 클래스가 정의된다. RC(Rate-Constrained) 트래픽은 완료된 시간 요구조건을 갖는 메시지의 전송에 사용된다. ARINC-664(AFDX) 프로토콜에 따라 대역폭과 우선순위에 제한을 받는다. 그래서 이는 IEEE802.1 AVB 클래스 A와 B에 해당되는 것으로 볼 수 있다.

BE(Best-effort) 트래픽은 이더넷 표준에 해당하는 가장 낮은 우선순위를 갖는 트래픽이다. 타임-트리거 프로토콜을 수용하지 않는 동기화되지 않는 기존 호스트를 위한 것이다.

3. Synchronization

프로토콜 컨트롤 프레임(PCF)이라는 전용 메시지 기반으로 투명 동기 프로토콜이 동작한다.

TTE은 시간상 동기화를 위한 영속점(permanance point) 계산을 위해 투명한 클럭 메카니즘을 제공한다. 투명한 클럭 메카니즘은 동기 메시지의 동적 지연(dynamic delay)시간을 계산하여 동기 프로토콜에서 동기 메시지의 전용 데이터 필드 내에 동적 지연 값을 첨부하여 전송할 수 있다. 이 메카니즘은 타임스탬프 패킷을 사용하는 IEEE1588과 유사하다. 원조 IEEE1588 기능이 부여된 컴포넌트들은 TTE에 연결해 쓸 수 있고 IEEE1588 프로토콜을 TTE 스위치를 통해 사용함으로써 그들의 동기를 맞출 수 있다.

투명 클럭 메카니즘의 응용은 동기 메시지의 시간적 순서의 정확한 재설정을 가능케 한다. 첫 번째 단계에서 최악의 경우 지연(worst case delay)을 오프라인으로 계산하게 된다. 두 번째로 각 동기메시지의 수신 즉시 각 동기 메시지는 최악의 경우 지연에서 동적 지연을 뺀 값(즉, worst case delay-dynamic delay)으로 지연된다. 여기서 통신 채널을 흘러가는 동기 메시지는 동적 지연이 추가되어진다. 이 지점을 영속점(permanance point)라 부른다.

동기 메시지의 송신 순서의 재구성은 분산 컴퓨터 네트워크 상의 로컬 클럭 동기를 보장하기 위해 필히 요구된다. 모든 TTE 컴포넌트들은 중단 시스템의 클럭을 유지하고 동기된 스위치를 유지하기 위해서 항상 클럭 동기 메시지를 전송한다. .

이러한 목적으로 TTE는 잉여의 계층적 마스터-슬레이브 방법을 사용한다. 시스템에 시간을 제공하기 위해

고장감내형 다수결의 마스터 노드들을 가지는 방법이다. 그림 3에서처럼 두단계 접근법을 쓴다. 첫 단계에서 동기 마스터(synchronization master)는 PCF를 응축 마스터(compression master)에게 보낸다. 응축 마스터는 이러한 PCF들의 상대적 도착 시간으로부터 평균값을 얻는다. 그리고 새로운 PCF를 방출 하는게 두 번째 단계이다. 이 PCF는 동기 클라이언트들에게 보내어 진다.

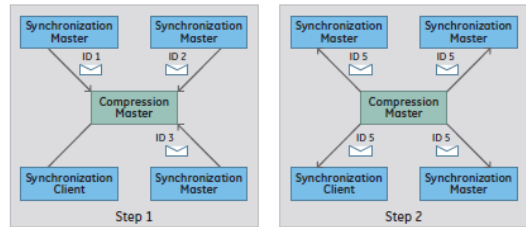


그림 3. 2단계 동기화 접근법
 Fig. 3. 2-step Synchronization Approach

4. Global Time Format

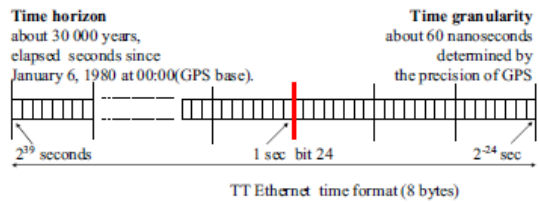


그림 4. 타임트리거드 이더넷 시간 포맷
 Fig. 4. TT Ethernet Time Format

그림 4에서 시간을 표현하기 위해 64-비트 이진 시간 형식의 자료 구조로 물리적 초(second)를 표현하는 글로벌 타임 형식을 보여주고 있다. 여기서 granularity 필드(또는 fraction of second)는 디지털 클럭의 인접 두 틱(tick)간의 최소 간격을 나타내고, horizon 필드는 GPS(Global Positioning System)의 초시간 표현과 유사하다. 총 8바이트(5바이트: 2^{40} 으로 1980년 1월부터 시작하여 3만년, 3바이트 fraction of second: 2^{-24} 으로 60ns) 값은 Gregorian Calendar Function을 사용하여 현재 시간으로 변환된다.

5. Periods

타임 트리거드 트래픽은 주기적으로 발생되므로 스케줄러는 타임 트리거 트래픽 별로 충돌이 없을 주기를 사

전에 계획해야 한다.

TT 이더넷 설계에서 타임-트리거드 메시지의 주기시간은 2^n 초로 설정된다. ($n = 0, 1, 2, \dots, n$ 즉, 주기는 1초, 2초 4초 또는 1/2초 1/4초 1/8초 등)

주어진 타임 형식은 그림 5와 같다. 예를 들어 4 비트 주기비트(period bit)는 16개의 다른 주기를 지정할 수 있고, 주기위상(phase of period 즉, 글로벌 타임 형식으로 보면 선택된 구간의 시작 시간까지 오프셋)는 12비트로 설계된다. 이 경우 2바이트가 사용되며 이를 메시지 타입 이름(message type name) 또는 주기식별자(period-ID)라고 한다.

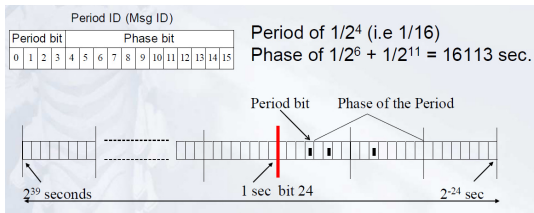


그림 5. 주기 시간 포맷
Fig. 5. Period Time Format

6. TTE 스위치

입력 메시지의 타입 필드 내용에 기반하여 스위치는 메시지를 ET 혹은 TT 메시지인지 구분한다.

ET 메시지는 ET 메시지 큐에 저장된다. 메시지 큐 중단에 있는 메시지는 규정된 수신 주소로 가는 출력 채널이 비어 있는 경우 그 주소로 전달된다.

만약 출력 ET 메시지 중에 TT 메시지의 입력이 생기면 스위치는 바로 채널을 선점하게(preempt) 되고 TT 메시지를 전송한다. TT 메시지가 끝나고 스위치는 앞서 선점된 ET 메시지를 재전송한다.

이러한 자율(autonomous) TT 인터넷 프로토콜 메카니즘은 ET 메시지의 바로 직접적 전송을 위해 유휴(free)한 어떤 대역폭도 사용할 수 있다. 이것은 성능(throughput)을 최적화하고 어떠한 명시적 스케줄링 행동도 필요치 않다는 것이다.

도착 TT 메시지는 스위치 안에 저장되지 않는다. 그냥 컷-스루방식으로 수 us 정도 지연된다.(이를 clearance delay라고도 함. ET 메시지를 선점하고 클리어 시키는데 필요한 시간을 의미) 그리고 정해진 주소로 포워드 한다. 구현 방식에 따라 다르나 약 4us 정도 하드웨어 처리시간으로 구현되고 있다.

7. TT 이더넷 컨트롤러

TT 이더넷 컨트롤러는 ET와 TT 메시지를 구분하여 처리한다. ET 메시지는 이더넷 메시지 포맷에 맞추고 IEEE 이더넷 표준에 따라 처리한다.

만약 어떤 노드가 TT 메시지는 사용하지 않고 ET 메시지만 쓴다면 표준 이더넷 컨트롤러를 사용하여 노드를 구축할 수 있다. 이런 경우 그 노드는 ET 메시지를 보낼 수 있고 ET 메시지를 받을 수 있다. 또한 자기 컨트롤러에 전달되어지는 TT 메시지들도 수신가능하다.

주기식별자(period-ID)가 TT 메시지의 일부이므로 표준 이더넷 컨트롤러에 연결된 호스트는 입력 TT 메시지를 처리하기 위해 필요한 모든 정보를 얻을 수 있다.

그림 6과 같이 TT 메시지는 이더넷 데이터 필드안에 TT 메시지 헤더를 가지고 있다. TT 메시지는 컨트롤러에 의해 다음과 같이 처리된다.

컨트롤러는 새 주기식별자(즉, new period-ID)에 대해 로컬 메시지 버퍼를 할당한다. 수신된 메시지를 로컬 메시지 버퍼에 넣고 이를 현재 버전(current version)이라 명한다.

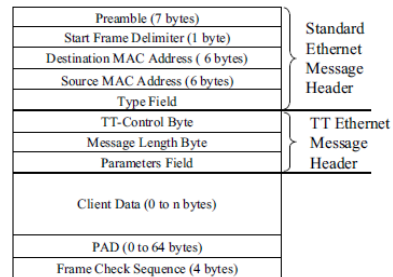


그림 6. 프레임 헤더 포맷
Fig. 6. Frame Header Format

출력(outgoing: 즉, 호스트로부터 다른 노드로 가는) 메시지는 글로벌 타임의 위상 비트들(the phase bits of the global time)이 주기식별자의 위상비트들(the phase bit in the period ID)와 일치하는 순간이 될 때까지 메시지 버퍼에 남아 있다. 일치순간에 로컬 메시지 버퍼안의 사본을 다른 노드에게 전송 시작한다.

로컬 메시지 버퍼안의 내용은 호스트로부터 동일 주기식별자를 가진 새 버전(new version)메시지의 도착 때까지 변경없이 유지한다. 이 새 버전 메시지가 로컬 메시지 버퍼의 내용을 중첩쓰기(overwrite) 하게 되고 이것이 신규 현재 버전(new current version)이 된다.

입력(incoming: 즉, 컨트롤러에 의해 다른 노드들로부터 수신되는) TT 메시지는 컨트롤러의 로컬 메시지 버퍼를 중첩쓰기 한다. 이 메시지는 읽기(read) 동작에 의해 없어지지 않고 새 입력 메시지가 중첩쓰기 할 때까지 유지된다.

III. 성능 평가

1. 스위치 모델링

앞서 살펴본 바와 같이 TT 프로토콜에서는 3가지 다른 트래픽 등급을 정의한다. 엄격한 실시간 특성 품질을 요구하는 TT 트래픽을 수용하고, 실시간 스트리밍 전송을 위해 RC(Rate constrained) 트래픽과 기존 IEEE 802.3 Best Effort을 수용하기 위한 ET 메시지 큐를 지원한다.

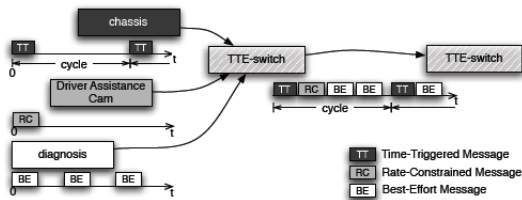


그림 7. TT Ethernet 우선순위 및 타임트리거 액세스
 Fig. 7. TT Ethernet Priority and Time Trigger Access

그림-7는 다른 트래픽 클래스를 갖는 메시지들의 매체 액세스 방법을 보여준다. 아래 그림과 같이 실시간성을 보장하기 위하여 전통적인 TDMA 스케줄링 기술을 사용하고 있다. 실시간성을 제공하는 타임 트리거드 채널은 Flexray 구조방식에서와 유사하게 선채널 할당(Provision) 스케줄링 기법을 사용한다.

실시간 트래픽을 위해서는 선채널 할당된 타임 트리거드 트래픽은 충돌이 없이 주기적인 사이클링 구조로 대역폭이 보장되는 타임 트리거드 TDMA 모드로 동작하고, 비실시간 트래픽을 위해서는 경쟁(contention)이 혼재되는 스위칭 방식으로 동작함을 알 수 있다. 즉, 어느 주기시간 마다 해당 ECU(control loop와 같은 hard realtime traffic 전송요구 노드)를 위한 매체의 사용권과 대역폭을 보장해 준다는 뜻이다.

이러한 경우 실시간 요구조건에 따라 항등율(constant bit rate)를 처리하기 위한 등시성(isochronous)을 보장하는 네트워크라면 다음과 같은 사항을 고려해야한다.

2. 단일 스위치 해석

네트워크 전송속도($C \text{ bit/s}$)에서 트래픽의 실시간 요구조건인 특정 지연시간 이내 전달과 낮은 지터가 보장되기 위해서는 즉, 매 주기시간 ($T_p \text{ sec}$)마다 스케줄러에서 대역폭이 할당되어 전송기회가 보장되어야한다. TTE에서는 코디네이티드 스케줄링에 의해 이를 보장하고 있다. 따라서 각 노드에서 발생하는 패킷의 크기($L_p \text{ bits}$)에 따라 네트워크에 수용할 수 있는 슬롯의 개수(N)가 식 (1)과 같은 조건으로 제한된다.

$$N \leq C \cdot T_p / L_p \quad (1)$$

타임슬롯의 개수는 N 개로 매 주기(T_p)마다 한 개의 실시간 패킷을 전송한다고 가정한다. 이때 N 개의 타임슬롯중 TT 메시지 전송에 할당된 슬롯의 수를 N_{rt} 라고 비실시간 ET 패킷에 할당되는 슬롯의 수를 N_{nrt} 라 한다. 임의의 시점에서 현재 슬롯이 비실시간 트래픽 전송 가능 확률 δ 는 총 슬롯 개수 중 실시간 트래픽에 점유되지 않는 슬롯의 비율로 다음과 같다.

$$\delta = N_{nrt} / (N_{rt} + N_{nrt}) \quad (2)$$

그리고 현재 슬롯의 시작 시간에서 시스템 내에 i 개 비실시간 ET 패킷이 존재할 확률 P_i 는 다음과 같다^[8].

$$P_i = \sum_{K=0}^{i-1} \eta_K (1-\delta) P_{i-K} + \delta P_{i+1-K} + \eta_i (P_0 + \delta P_1) \quad (3)$$

여기서 η_K 는 슬롯 시간 (t_{ch}) 동안 K 개의 새로운 비실시간 패킷들이 도착할 확률을 의미한다. 식 (3)의 확률 생성함수(probability generating function)를 구하기 위하여 z -변환을 취하면 다음과 같다.

$$P(Z) = \sum_{i=0}^{\infty} P_i Z^i$$

$$\begin{aligned}
&= (1-\delta) \sum_{K=0}^{\infty} \eta_K Z^K \sum_{i=K+1}^{\infty} P_{i-K} Z^{i-K} + \delta \sum_{i=0}^{\infty} \sum_{K=0}^{i-1} \eta_K P_{i+1-K} Z^i \\
&+ P_0 \Omega(Z) + \delta P_1 \sum_{i=0}^{\infty} \eta_i Z^i \quad (4)
\end{aligned}$$

이때 식 (4)에서 η 의 z -변환을 $\Omega(Z)$ 라 놓고 $P(Z)$ 에 대해 정리하면 다음과 같다.

$$P(Z) = \frac{\delta P_0 (Z-1)}{Z(\delta + 1/\Omega(Z) - 1) - \delta} \quad (5)$$

여기서, $P_0 = 1 - \frac{\Omega^{(1)}(1)}{\delta}$ 이다.

그리고 확률생성함수 $\Omega(Z)$ 를 1차 미분하여 $Z=1$ 을 대입하여 구해지는 $\Omega^{(1)}(1)$ 은 슬롯시간 동안 도착한 평균 비실시간 ET 패킷의 갯수를 나타내며 ET 패킷의 도착 과정이 평균도착율이 λ_{nrt} 인 포아송과정으로 가정했을 경우 다음과 같다.

$$\Omega^{(1)}(1) = \lambda_{nrt} t_{ch} \quad (6)$$

따라서 시스템에 대기하고 있는 평균 비실시간 패킷의 갯수, 즉 버퍼의 길이 L_{nrt} 은 (5)식을 미분하여 식 (6)을 대입하면 다음과 같이 구해진다.

$$L_{nrt} = \left. \frac{\partial P(Z)}{\partial Z} \right|_{Z=1} = \frac{\lambda_{nrt} t_{ch} (2 - \lambda_{nrt} t_{ch})}{2(\delta - \lambda_{nrt} t_{ch})} \quad (7)$$

마지막으로 리틀의 법칙(Little's law)[6]을 적용하면 평균 비실시간 패킷의 전송대기지연시간(waiting time) W_{nrt} 를 구할 수 있다.

$$W_{nrt} = L_{nrt} / \lambda_{nrt} = \frac{t_{ch} (2 - \lambda_{nrt} t_{ch})}{2(\delta - \lambda_{nrt} t_{ch})} \quad (8)$$

실시간 TT 트래픽은 한 주기마다 항상 자기 슬롯에서 한 번의 전송 기회를 갖게 되므로 평균 전송대기지연시간 W_{rt} 는 0이 된다.

$$W_{rt} \cong 0 \quad (9)$$

예를 들어, 100Mbps 전송속도(C)에서 주기시간(T_p) 125 μ s 이고, 실시간 TT 패킷과 비실시간 ET 패킷의 크기(L_p)는 모두 64바이트 고정길이이고 TT 패킷의 도착률(λ_{rt})은 코디네이트된 노드들로부터는 $1/T_p$ 이고 ET 패킷은 평균 도착률(λ_{nrt})의 포아송과정으로 본다. 그림 8은 실시간 서비스 채널 수(N_{rt})와 비실시간 데이터 서비스 채널 수(N_{nrt})의 할당에 따라서 ET 패킷 도착율(λ_{nrt})을 변화시키면서 전송대기지연시간(W_{rt} , W_{nrt})을 살펴보았다.

ET 패킷 도착율의 변화에 따른 부하강도(traffic intensity ρ)는 $\lambda_{nrt} t_{ch}$ 이다.

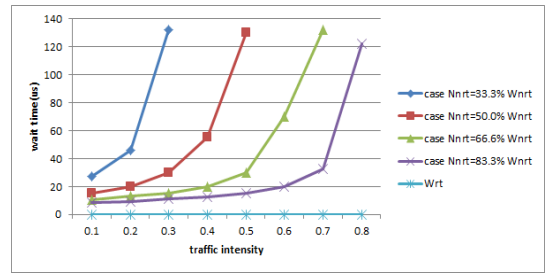


그림 8. ET 패킷의 부하강도에 따른 전송지연시간
Fig. 8. ET Packet Waiting Time for Traffic Intensity

그림 8에서 보듯이 실시간 TT 트래픽의 전송대기지연시간 W_{rt} 는 부하변동에 상관없이 지터가 없이 일정하게 유지되며, 상대적으로 ET 트래픽의 전송대기지연시간(W_{nrt})은 트래픽 부하에 따라 급격히 증가하는 현상을 볼 수 있다. 또한 할당되는 N_{nrt} 가 많아질수록 ET 트래픽이 증가하더라도 지연시간이 줄어드는 현상을 볼 수 있

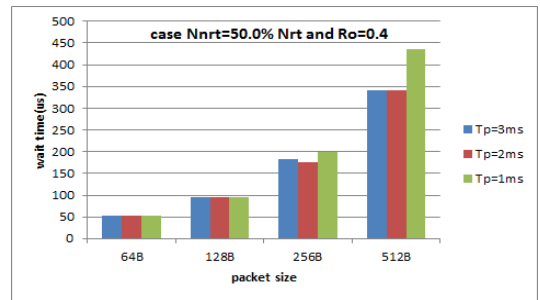


그림 9. 패킷 크기와 싸이클 주기시간의 크기에 따른 전송대기지연시간
Fig. 9. Waiting Time for Packet Size and Cycle Period

다. 이는 실시간 TT 패킷 전송에 할당되는 슬롯을 줄이고 ET 서비스에 더 많은 채널 대역을 할당함으로써 더 많은 ET 트래픽을 처리할 수 있음을 보여준다.

그림 9는 패킷 크기와 주기사이클 길이가 영향을 주는 정도를 알아보기 위한 것으로 패킷 사이즈가 작을수록 전송지연시간은 줄어드는 것을 볼 수 있으며, 주기 사이클 T_p 의 영향은 거의 없는 것으로 나타난다.

총 전송지연시간(T_{rt})은 전송대기지연시간에다가 프리앰블과 IFG(inter frame gap) 등을 포함한 프레임의 전송시간($t_{transfer} = L_p / C$)을 합하여 구해지며 스케줄러에서 주기설정시 주기식별자로 구분되는 자기 슬롯과 메시지 발생시점과의 차이로 인한 컨트롤러내의 대기시간(D_{period})을 추가하여 식 (10)으로 주어진다.

$$T_{rt} = W_{rt} + t_{transfer} + D_{period} \quad \text{for rt_frame} \quad (10)$$

여기서, L_p 는 Preamble(7B) + Start Delimeter(1B) + 표준 이더넷 헤더(14B) + TT Header(4B) + Payload($0 \sim n$ B) + PAD($0 \sim 64$ B) + FCS(4B) + IFG(12B)가 되며, D_{period} 는 $0 \leq D_{period} \leq T_p$ 범위를 가지고 평균은 $T_p/2$ 가 된다.

총 전송지연시간(T_{rt})에 대한 D_{period} 의 영향을 살펴보면 그림 10처럼 실시간 TT 트래픽일 경우 주기 사이클(T_p)을 크게 잡으면 실시간 전송에 영향을 크게 주게 된다.

결론적으로 주기 사이클은 작게 잡고, 오버헤드가 크더라도 패킷의 크기도 작게 운영하는게 전송지연시간을 줄이는 효과를 볼 수 있다.

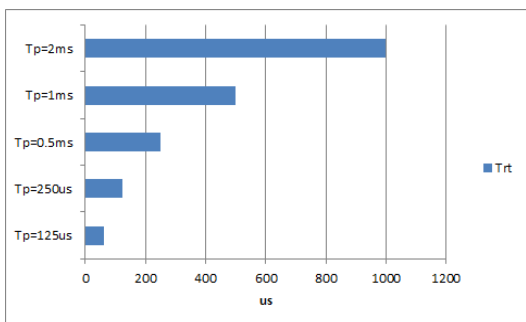


그림 10. T_p 에 따른 T_{rt}
 Fig. 10. T_{rt} for T_p

반면 ET 메시지의 경우 스위치와 노드의 전이중(full duplex) 직결 연결 구조에서는 메시지의 생성 즉시 스위치로 전달되고 스위치에서 버퍼링되는 구조이므로 다음과 같다.

$$T_{nrt} = W_{nrt} + t_{transfer} \quad \text{for nrt_frame} \quad (11)$$

3. worst case delay

단일 스위치 구성만으로 네트워크 구성을 완성할 수 없는 경우 즉, 노드의 수가 많든지 아님 트래픽의 로컬 분리를 고려하여 여러 개의 스위치를 트리 또는 매쉬로 구성할 수 있을 것이다. 7홉 6개의 스위치로 구성된 그림 11과 같은 토폴로지를 고려하면 7 홉의 최악(worstcase) 상황을 가정하고 송신과 수신 종단간의 전송지연시간을 구해본다.

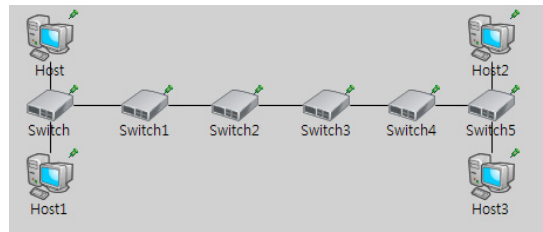


그림 11. 최악 상황 토폴로지 및 시나리오
 Fig. 11. Worstcase topology and scenario

우선 최악의 경우 해석(worstcase analysis) 기법^[9]을 이용하여 분석하고자 다음의 지연시간 계산에 관여하는 네트워크 지연 요소들을 살펴보면 다음과 같다.

- Transfer time $t_{transfer}$: 한 프레임을 전송하는 시간으로 네트워크 속도에 의해 결정된다.
- Blocking time by lower-priority frame I_{LPB} : 어떤 한 프레임의 전송은 먼저 시작된 저순위 프레임의 전송에 의해 블로킹 될 수 있다.
- Blocking time by same-priority frames I_{SPB} : 어떤 한 프레임의 전송은 먼저 시작된 동등 순위 프레임의 전송에 의해 블로킹 될 수 있다.
- Blocking time by higher-priority frames I_{HPB} : 모든 고순위 프레임의 전송에 의해 블로킹 될 수 있으며, 고순위 트래픽에 적용되는 트래픽 셰이핑에 의해 지연요소가 발생할 수 있다. .
- Blocking time by traffic shaping I_{TSB} : 트래픽 셰이

핑 기능이 있다면 웨이퍼의 크레딧이 충전될 때 까지 기다려야만 하는 지연요소이다.

최대 변잡 윈도우 $W_i(q)$ (즉, 스트림 i 의 q 프레임들을 전송하기 위해 필요한 가장 긴 시간을 의미)는 상기 각 지연요소를 모두 더한 최대값이다.

$$W_i(q) \leq t_{transfer}(q) + I_{LPB} + I_{SPB}(W_i(q)) \quad (12)$$

$$+ I_{TSB}(W_i(q)) + I_{HPB}(W_i(q))$$

양단에 $W_i(q)$ 가 나타나는 것은 $W_i(q) = t_{transfer}(q)$ 를 초기값으로 시작하여 수렴까지 반복 계산으로 구할 수 있다.

이제 각 지연요소의 상한치(upper bound)에 대해 알아보자. 한 홉을 거쳐 전송되는 시간은 앞 절에서 구한 식 (10)을 활용하여 구할 수 있고, 코디네이티드 TDMA 방식의 TTE에서는 높은 순위에 의한 블로킹(I_{HPB}) 및 동일 순위에 의한 블로킹 (I_{SPB}), 낮은 순위에 의한 블로킹 (I_{LPB})은 고려하지 않아도 된다. 왜냐하면 동일 순위는 코디네이션에 의해 자기의 타임 슬롯이 정해지기 때문이며 따라서 웨이핑기능도 사용하지 않기 때문이다. 낮은 순위 트래픽은 선점(preemption)되기 때문이며, 웨이핑 기능을 사용하지 않으므로 later interference도 발생하지 않는다. 따라서 웨이핑으로 인해 발생하는 낮은 순위에 의한 later interference(I_{LPB})과 웨이핑에 의한 블로킹 (I_{TSB})는 발생할 수 없다.

따라서 TT 메시지의 경우는 스위치를 통과하는데 걸리는 단순 전달시간 $t_{transfer}$ 만 영향을 주게되고, 스위치가 여러 홉으로 연결될 경우 홉의 개수만큼 곱해주면 될 것이다.

하지만 스위치의 동작은 이더넷 프레임 헤더의 타입 필드(type field)를 가지고 ET와 TT 프레임을 구분하기 위해 사용한다.

프레임 타입을 구분한 후 ET 프레임은 버퍼에 저장된다. 이는 전송이 만약 높은 순위에 의해 선점(preemption) 된다면 전체 메시지를 다시 전송하기 위해 필요하다. 버퍼로부터 메시지를 추출한 후 목적지 주소에 따라 출력 포트에 스위칭(라우팅)한다.

반면 TT 프레임은 직접 그들의 목적지 포트에 스위칭된다. TT프레임은 버퍼에 저장되지 않고 ET 메시지와 실행중 충돌이 생기면 TTE 스위치는 ET 메시지를 선점

하고 TT 메시지를 송신한다.

이렇듯 TT 메시지는 어떤 스위치를 컷-스루(cut-through) 방식으로 스위칭되어 다음 홉 스위치로 전달되면 그 스위치에서도 코디네이션된 스케줄에 의해 TT 메시지 헤더 정보까지 받는데 걸리는 시간만 지체하고 컷-스루 방식으로 넘어간다.

따라서 TT 메시지의 종단간 최악의 경우 지연시간 (*Worst case latency* T_{rt})은 식(13)로 주어진다. TT 메시지가 6개의 스위치를 거치는 동안에는 각 스위치에서 컷-스루 스위치지연시간($t_{cutthrough}$)와 여기에 종단 스위치에서 TT 노드로 전체 메시지를 다 전송하기에 까지 걸리는 시간 식(10)을 더해주면 된다.

$$Worst\ case\ latency\ T_{rt} = \text{홉수} * t_{cutthrough} + T_{rt} \quad (13)$$

$C=100\text{Mbps}$, $T_p=250\text{us}$, $L_p=64$ 바이트 TT 메시지의 경우 $t_{cutthrough}$ 는 {Preamble(7B) + Start Delimiter(1B) + 표준 이더넷 헤더(14B) + TT Header(4B)}*8/C 초 헤더 처리 시간이 걸릴 것이며, 여기에 약간의 하드웨어 처리 오버헤드를 생각하여 4us 정도로 가정하고, 6개 홉 수(24us)와 64바이트 TT 메시지 전송지연시간($t_{transfer}=6.72\text{us}$)와 컨트롤러내의 대기시간($D_{period}=250\text{us}$)를 합치면 *Worst case latency* $T_{rt}=280.72\text{us}$ 가 된다. 이는 차량용 백본 통신에서 전형적인 요구사항으로 종단간 전송지연시간(latency)는 10ms 미만을 요구하고 있으며, 특히 제어루프(control loop) 신호에 대해서는 요구사항이 보다 엄격하여 100us 미만으로 요구되고 있는바 이 요구 조건을 충족할 수 있을 것으로 보이나, 제어루프 신호의 전송을 위해서는 한 홉 범위 내에서 주기 사이클의 아주 짧게 하고 세심한 스케줄을 적용하여야 할 것으로 보인다. 특히 제어루프 신호는 기존의 CAN 디바이스로부터 발생될 것으로 보이며 CAN-TTE 연동 게이트웨이 도입을 통해 홉 수가 늘어나게 되면 지연이 추가 되므로 요구사항 만족이 어려울 것으로 보인다.

ET 메시지의 경우는 스위치내에서 버퍼링이 되어 스토어-앤-포워드 방식으로 전달되므로 다음과 같이 구할 수 있다.

$$Worst\ case\ latency\ T_{nrt} = \text{홉수} * T_{nrt} + T_{nrt} \quad (14)$$

IV. 결론

동기식 이더넷 연구동향을 살펴보고, TTEthernet을 차량용 백본 네트워크로 활용성을 알아보기 위해 트래픽 모델에 따른 실시간 트래픽과 비실시간 트래픽의 수용 능력을 수치해석적 방법과 최악의 경우 해석 방법을 통해 성능 분석을 하였다.

결과적으로 TTEthernet는 실시간 트래픽을 지연시간 없이 잘 수용하고, 비실시간 트래픽의 최소 대역폭을 보장하는 운용조건에서 비교적 안정되게 동작함을 확인하였다.

운용상 고찰 점은 클러스트 주기를 가능한 짧게 하고 TT 메시지의 길이를 짧게 하는게 실시간성 보장을 위해 중요함을 볼 수 있었다는 점이다.

하지만 TTEthernet의 경우 Realtime성을 제공하는 타임 트리거드 채널을 Flexray 구조와 유사하게 선채널 할당 등의 사전 형상 설정(provision) 기법을 사용하고 있기 때문에 제어방식이 매우 복잡하여 미래 지향적이지 못한 단점이 있다. 자동차는 IT 제품과 달리 수년에서 10년 이상 운행하는 것으로 특히 멀티미디어의 경우 그 특성상 새로운 IT 장치가 자주 변경되기 때문에 사전 형상 설정의 경우 정의된 채널에 대하여서는 실시간성을 제공하지만 신규 장치에 대하여 타임 채널을 할당하기 어렵기 때문에 확장성에 문제점을 제공할 수 있다. 따라서 자동차 적용에는 네트워크 구성에 따른 QoS 만족 여부를 확인하는 형상 연구가 수반되어야 하고 유연한 신규 노드의 탈부착 방법과 같은 연구가 필요하다고 본다.

References

- [1] M. R. Park and D. Kim, "Development of Vehicle LDW Application Service using AUTOSAR Platform on Multi-Core MCU," The journal of the institute of Internet, Broadcasting and Communication(IIBC), Vol. 14, No. 4, pp. 113~121, 2014.
- [2] Y. Kim and M. Nakamura, "'Automotive Ethernet Network Requirements,'" Tech. Rep., Mar. 2011. [Online].Available: <http://www.ieee802.org/1/files/public/docs2011/new-avb-KimNakamura-automotive-network-requirements-0311.pdf>
- [3] H.-T. Lim, B. Krebs, L. Volker, and P. Zahrer, "Performance evaluation of the Inter-Domain communication in a switched ethernet based In-Car network," in 36th Annual IEEE Conference on Local Computer Networks (LCN 2011), Bonn, Germany, Oct. 2011, pp. 101 - 108.
- [4] Till Steinbach, Hyung-Taek Limy, Franz Korf, Thomas C. Schmidt, Daniel Herrschery and Adam Wolisz, "Tomorrow's In-Car Interconnect? A Competitive Evaluation of IEEE 802.1 AVB and Time-Triggered Ethernet (AS6802)," Vehicular Technology Conference (VTC Fall), 2012 IEEE
- [5] Hermann Kopetz Astrit Ademaj Petr Grillinger Klaus Steinhammer, "The Time-Triggered Ethernet (TTE) Design," Proceedings of the Eighth IEEE International Symposium on Object-Oriented Real-Time Distributed Computing (ISORC'05), 2005
- [6] Klaus Steinhammer Petr Grillinger Astrit Ademaj Hermann Kopetz, "A Time-Triggered Ethernet (TTE) Switch," Design, Automation and Test in Europe, DATE '06. Proceedings, 2006
- [7] Dongwon Kim, Ke-Yeol Na, Mihee Youn, Miryong Park, "Study on AS6802 for Vehicle Network," IIBC conference proceedings, 2015
- [8] Isral Gitman, Wen-Ning Hsieh, and Benedict J. Occhiogrosso, "Analysis and Design of Hybrid Switching Networks," IEEE Transactions on Communications, Vol. COM-29, No. 9, 1981, pp.1290~1300"
- [9] Jonas Rox and Rolf Ernst, "Using Timing Analysis for the Design of Future Switched Based Ethernet Automotive Networks," Design, Automation & Test in Europe Conference & Exhibition (DATE), 2012.

저자 소개

박 미 룡(정회원)



- 1998년 2월 : 경북대학교 전자공학 석사 졸업
- 2013년 2월 : 충남대학교 컴퓨터공학과 박사 수료
- 1999년 4월 ~ : 한국전자통신연구원 책임연구원

<관심분야 : 임베디드 Linux, AUTOSAR, GENIVI, VANET, 차량 IVN>

• e-mail : mrpark@etri.re.kr

김 동 원(정회원)



- 1983년 2월 : 경북대학교 전자공학과 졸업
- 1990년 2월 : 경북대학교 전자공학과 석사 졸업
- 1998년 2월 : 충북대학교 전자공학과 박사
- 1988년 3월 ~ 1998년 2월 : 한국전자

통신연구원

- 1998년 3월 ~ : 충북도립대학 반도체전자과 교수

<관심분야 : USN, VANET, 차량IT, 임베디드시스템>

• e-mail : won@cpu.ac.kr

나 기 열(정회원)



- 2007년 2월 : 충북대학교 반도체공학과 박사
 - 2008년 3월 ~ : 충북도립대학 반도체전자과 교수
- <관심분야 : 메모리 IC, 차량 SoC>
- e-mail : keeyeol@cpu.ac.kr

윤 미 희(정회원)



- 1990년 2월 : 숙명대학교 컴퓨터공학과 졸업
- 1992년 2월 : 숙명대학교 컴퓨터공학과 석사 졸업
- 1999년 2월 : 숙명대학교 컴퓨터공학과 박사
- 1999년 3월 ~ : 충북도립대학 컴퓨

터융합공학과 교수

<관심분야 : 멀티미디어, ITS, 여성IT정책>

• e-mail : mihee@cpu.ac.kr

※ 본 연구는 정부(미래창조과학부)의 재원으로 정부출연금 주요사업의 지원을 받아 수행된 것임(상황인지 스마트카를 위한 다중센서 플랫폼 기술개발)