

단거리전용통신에서 반송파 감지기법을 이용한 개선된 링크접근 방식

정희원 박정수*, 조동호*, 오종택**, 이병태**

An Improved Link Access Scheme Using Carrier Sensing Mechanism In DSRC.

Jung-Soo Park* Dong-Ho Cho* Jong-Taek Oh**, Byung-Tae Lee** *Regular Members*

요약

본 논문은 단거리전용통신에 있어 MAC계층의 링크접근 방식의 성능을 개선시키는 방안을 제안하고 기존 방식에 대비하여 제안한 링크접근 방식의 성능을 비교 분석한다. 본 논문에서 제시하는 방식은 임의접근 채널에 반송파 감지 방식을 적용하여 서로 다른 우선순위를 갖는 링크접근 트래픽 상호간의 충돌 가능성을 줄이고 우선순위에 따른 차별적인 링크접근 지연시간을 제공함과 동시에, 예약모드 운용방식을 개선하여 링크접근의 성능을 개선한다. 시뮬레이션에 의한 성능분석 결과, 본 논문에서 제안한 방식은 평균 링크접근 지연시간, 임의접근 채널의 효율 측면에서 기존의 방식에 비하여 개선된 성능을 나타내었다.

ABSTRACT

In this paper, we propose a new scheme that can improve the performance of the conventional link access scheme in DSRC MAC and evaluate the performance of the proposed scheme. By using carrier sensing mechanism in random access channels, the proposed scheme can reduce the probability that the collisions among the link access traffics with different priorities may occur in random access channels, and provide differentiated link access delays according to the priorities. Furthermore, the proposed scheme can improve the performance of link access by using modified reservation mode. According to simulation results, it is shown that the proposed scheme is better than the conventional method in view of the mean access delay and throughput in random access channels.

I. 서론

ITS(Intelligent Transportation System) 서비스의 특징은 무선구간의 통신 방식으로 단거리전용통신(DSRC:Dedicated Short-Range Communication)을 채택함에 따라 통신영역이 매우 좁고 서비스를 요청하는 차량의 빠른 이동성 때문에 통신 트랜잭션

의 고속처리가 필수적이라는 점이다.^{[1][2]} 이러한 ITS 고유의 특성으로 인하여 ITS의 무선 접속 규격은 OSI(Open System Interconnection) 계층모델 중 물리계층, 데이터링크계층(LLC부계층 과 MAC부계층으로 구성됨) 및 응용계층 만으로 구성된다.^[3] 현재 국제 표준의 추진 동향을 보면 응용계층과 LLC(Logical Link Control) 부계층은 국제 표준에 따르되 그 하위의 MAC부계층과 물리계층의 프로토콜

* 한국과학기술원 전기 및 전자공학파 통신정보 시스템 연구실 (jspark@conis.kaist.ac.kr, dhcho@ee.kaist.ac.kr)

** 한국통신 연구개발본부 (jtoh@kt.co.kr, whitehol@kt.co.kr)

* 이 연구는 1998년도 한국통신 연구개발본부 지원으로 수행되었음.

논문번호 : 99155-0424 접수일자 : 1999년 4월 24일

은 패밀리 개념을 적용하여 각 나라에서 제정한 국내 표준이 상위계층과의 인터페이스를 만족시키면 되는 것으로 규정하고 있다.

이러한 점을 고려할 때 효율적이고 우수한 성능과 구현상의 경제성을 보장하는 국내 MAC 프로토콜 규격을 제정하는 것은 매우 중요하다. 본 논문은 이러한 관점에서 세계 각국의 DSRC MAC 프로토콜 중 우수한 성능을 보이는 것으로 평가되는 일본 표준안의 링크접근 성능을 개선하는 방안을 제시함으로써 국내 DSRC MAC 프로토콜 표준안 제정에 기여하고자 하는 의도로 작성되었다.

서론에 이어 2장에서는 기존의 일본 MAC부계층 프로토콜의 링크접근 방식에 대한 간단한 소개와 함께 문제점을 제시한다. 3장에서는 본 논문에서 제안하는 개선된 링크접근 방식의 동작 절차 및 특징을 기술한다. 4장에서는 제안된 방식에 대하여 시뮬레이션을 통해 성능을 분석하고, 마지막으로 5장에서 결론을 맺는다.

II. 일본 MAC 프로토콜의 링크접근 방식⁽³⁾

일본 표준안의 프레임 구조는 그림1과 같다. 프레임은 2개에서 9개까지의 슬롯들로 구성되며 각 슬롯들의 길이는 100 옥텟이다. 슬롯은 프레임 제어 슬롯(FCMS: Frame Control Message Slot), 메시지 데이터 슬롯(MDS: Message Data Slot), 접속요구 슬롯(ACTS: Activation Slot)의 3종류로 나누어진다. 프레임의 첫 번째 슬롯은 프레임 제어 슬롯으로 슬롯할당정보와 기타의 통신프로파일 정보를 포함하며 노변장치에 의하여 하향링크로 방송된다. FCMS에 뒤이어 MDS슬롯이 할당되며 할당되는 개수는 데이터 트래픽의 양에 따라 1에서 8까지 조절된다. MDS슬롯은 노변장치나 탑재장치가 데이터를 하향 혹은 상향방향으로 전송하는데 사용된다. ACTS 슬롯들은 프레임의 마지막 부분에 위치하며 탑재장치가 링크접속 요구정보를 경쟁모드로 전송하는데 사용된다. 할당되는 개수는 링크접속 트래픽의 양에 따라 1에서 3까지 증감된다. 프레임의 길이는 매 프레임 주기마다 노변장치에 의하여 결정되며 통신모드는 반이중 모드(TDD)와 전이중 모드(FDD)의 2 가지 형식을 지원하는데 그림1은 반이중 모드의 프레임 구조를 나타낸 것이다.

MDS슬롯의 구조를 보이면 그림2와 같다. MDS 슬롯은 MDC(Message Data Channel)와 ACKC(Ack. Channel)로 구성된다. MDC는 실제 데이터의

송수신이 이루어지는 채널이며 상위계층인 LLC부계층의 데이터인 LPDU(LLC Protocol Data Unit)를 최대 65옥텟까지 전송할 수 있다. ACKC는 MDC를 통하여 전송된 데이터의 수신확인 정보를 MDC의 역 방향으로 전송하는 채널이다.



그림 1. 일본 표준안의 프레임 구조

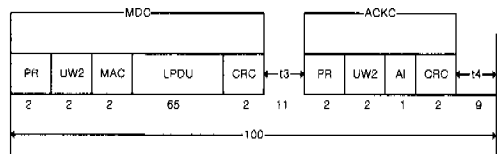


그림 2. 일본 표준안의 MDS 구조

이렇게 하나의 슬롯을 두개의 채널로 분리하여 구성한 것은 슬롯단위의 수신확인을 위한 것이나 이에 따른 오버헤드로 인하여 효율이 저하되는 문제점을 안고 있다. 즉, 한 슬롯 내에서 송수신의 방향전환에 필요한 18 옥텟의 13 보호구간으로 인한 효율저하와 데이터의 성격에 따라 수신확인이 필요하지 않은 경우(방송형 혹은 그룹형 데이터를 전송하는 경우)에도 ACKC가 고정적으로 할당됨으로 인해 효율이 저하된다. 결국 MDS의 이러한 채널구조로 인하여 MDC를 통하여 전송될 수 있는 최대 데이터의 크기가 65 옥텟으로 제한될 수 밖에 없는 것이다.

ACTS슬롯은 탑재장치가 노변장치에게 MDS 슬롯의 할당을 요구하기 위하여 사용하며 상향링크 전용으로 사용된다. ACTS 슬롯은 프레임의 마지막 부분에 연속적으로 배치하며, 한 개의 프레임에는 최대 3개의 접속 요구 슬롯을 할당할 수 있다. 한 개의 ACTS에는 6개의 ACTC(Activation Channel) 원도우가 존재한다. 그림3과 그림4는 ACTS와 ACTC의 구조를 나타낸 것이다. ACTC는 비트 동기화를 위한 PR(Preamble) 필드, 채널 동기화를 위한 UW2(Unique Word 2) 필드, 노변장치 식별정보인 FID(Fixed ID) 필드, 탑재장치의 개별주소를 나타내는 LID(Link ID)필드, 링크접속 요구 정보를 포함하는 LRI(Link Request Information) 필드 그리고 오류제어를 위한 CRC(Cyclic Redundancy Code) 필드로 구성된다.

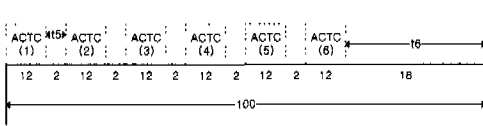


그림 3. ACTS 구조



그림 4. ACTC의 필드 포맷

ACTS내의 각 윈도우 사이에는 채널 보호구간 t_5 가 설정되며, 마지막 윈도우의 뒤에는 채널 보호구간 t_6 이 설정된다. ACTS에서 t_6 보호구간이 18 옥텟으로 길게 설정되어 있는 이유는 전이중 모드에서 ACTS와 시간상으로 일치하는 하향링크 MDS의 ACKC와의 충돌을 피하기 위해서 이다. 이것 역시 MDS가 MDC와 ACKC로 구성된 슬롯구조에 기인한다. 만약 MDS내에 ACKC가 없다면 t_6 보호구간을 길게 하는 대신에 ACTS내에 하나의 ACTC를 추가할 여지가 있다.

탐재장치가 통신 링크에 접속하기 위해서는 먼저 ACTC를 이용하여 노변장치에게 MDS의 할당을 요구해야 한다. 할당되는 ACTC의 개수는 접속요구 트래픽 부하에 의하여 가변적으로 증감되며 접속허가 확률도 할당된 ACTC의 개수와 접속요구 트래픽 부하에 따라 적절히 조절된다. 탐재장치가 ACTC에 접근하는 방식은 slotted Aloha 방식이다. 이러한 특징을 갖는 링크접속 메커니즘을 adaptive slotted Aloha 방식이라고 한다.

링크접근의 우선순위는 데이터의 특성에 따라 normal access와 priority access의 2가지 종류로 구분된다. normal access는 노변장치에 의하여 방송되는 접속허가확률에 의하여 링크접근의 가부를 결정하며 최대 접근요구 시도횟수도 제한되어 있어 접근요구 재시도횟수가 최대 접근요구 시도 횟수 이상이 되면 링크접근 절차를 포기한다. priority access는 노변장치에 의하여 방송되는 접속허가확률에 무관하게 항상 1의 확률로 링크접근을 요구하며 또한 최대 접근요구 시도횟수도 제한이 없으므로 링크접근이 이루어질 때까지 링크접근을 시도한다. 이렇게 한 이유는 priority access에게 normal access보다 링크접근의 우선권을 확실하게 보장하기 위해서 이다. 그러나, 이러한 방식은 priority access의 트래픽 부하가 작을 때는 문제가 없지만 priority

access의 트래픽 부하가 커지면 priority access에 의한 링크접근에 의해서 충돌이 과도하게 발생하여 충돌이 해결 안 되는 문제점을 내포하고 있다.

III. 제안한 링크접근 방식

제안한 방식의 프레임 구조는 그림5와 같다. 프레임 내 슬롯의 개수 및 각 슬롯의 길이는 일본 표준안과 같으며, 슬롯의 종류는 FH(Frame Header) 슬롯, MDS(Message Data Slot) 슬롯, RAS(Random Access Slot) 슬롯 그리고 DACKS(Downlink Ack. Slot) 슬롯의 4종류로 구분된다. FH는 슬롯할당 정보, 상향 수신확인 정보, 임의접근 확인 정보 및 기타의 통신프로파일 정보를 포함하며 노변장치에 의하여 하향링크로 방송된다. MDS는 노변장치나 탐재장치가 데이터를 하향 혹은 상향 방향으로 전송하는데 사용되는데 ACKC채널이 삭제되고 MDC채널만으로 구성된다. 따라서 일본 표준안이 한 MDS내에 최대 65옥텟의 LPDU를 전송할 수 있는데 반해 제안한 방식의 MDS는 최대 85옥텟의 LPDU를 전송할 수 있다. RAS는 탐재장치가 링크 접속 요구정보를 경쟁모드로 전송하는데 사용된다. DACKS는 하향 MDS에 의하여 노변장치에서 탐재장치로 전송되는 데이터의 수신확인을 위한 슬롯으로 8개의 DACKC(Downlink Ack. Channel)을 포함한다.

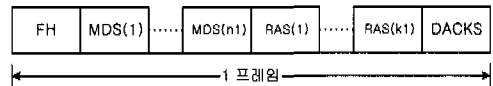


그림 5. 제안한 방식의 프레임 구조

일본 표준안의 데이터 수신확인 방법은 슬롯단위로 수행되는데 본 논문에서 제안한 데이터 수신확인인 프레임 단위로 이루어진다. 그림6은 개선안의 데이터 수신확인 방법의 개요를 나타내고 있다.

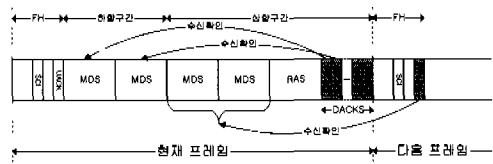


그림 6. 제안한 방식의 데이터의 수신확인 방법

프레임 단위의 데이터 수신확인인 FH의 UACK

(Uplink Ack) 필드와 DACKS의 DACKC 채널에 의하여 이루어 진다. 일본 표준안과의 기본적인 차이 점은 일본 표준안에서는 한 MDS 슬롯 내에서 MDC에 대한 수신확인이 동일 슬롯 내에 있는 ACKC 채널에 의하여 이루어 졌으나 개선안에서는 프레임 단위로 일괄적인 수신확인을 한다는 점이다. 현재 프레임의 상향구간의 수신확인은 다음 프레임의 FH의 UACK 필드에 의하여 일괄적으로 처리된다. 이때 각 상향슬롯에 대해 1 bit만으로 수신확인이 가능해지므로 일본 표준안에서 ACKC에 의해 소요된 18 옥텟의 오버헤드에 비해 매우 효율적임을 알 수 있다. 현재 프레임의 하향구간의 MDC에 대한 수신확인은 프레임의 맨 뒤에 위치하는 DACKS에 의하여 일괄적으로 처리된다. 이때 할당되는 DACKS의 개수는 하향구간 슬롯의 데이터의 특성에 따라 동적으로 변화되며 하나의 DACKS가 8개의 DACKC를 포함하므로 1개 이하의 DACKS로 하향구간 MDC의 수신확인을 수행할 수 있다. 만약 모든 하향 구간 슬롯의 데이터가 수신확인을 요하지 않는 데이터인 경우는 DACKS를 할당하지 않는다. 그러나 트래픽이 작으면서 수신확인을 요하는 하향구간 슬롯이 존재할 경우는 트래픽이 클 때에 비해 오버헤드가 커지는 단점이 있다. 반면, 트래픽이 커질수록 그 오버헤드는 감소하며 최대 트래픽이 발생할 경우는 일본 표준안의 방법에 비해서 약 10% 정도 채널 효율이 증가하는 결과를 나타낸다.

제안한 방식의 링크접근 절차가 일본 표준안의 방법과 다른 점은 크게 두 가지로 요약될 수 있는데, 첫째는 임의접근 채널인 RAS에서 반송파 감지(Carrier Sensing) 기법을 사용하는 점이다. 반송파 감지 기법을 이용한 MAC 프로토콜은 여러 종류가 있는데,^{[4][5]} 대부분 분산 제어방식의 MAC에서 사용되고 있으며 중앙집중 제어방식의 MAC에서는 사용되지 않는다. 제안한 방식에서는 노변장치에 의한 중앙집중 제어방식을 사용하는 DSRC 환경의 MAC 프로토콜에 이 기법을 적용한 것이다. 둘째는 링크 접근 요구에 대한 성공여부를 알려 주는 개선된 예약모드를 운용하는 점이다.

제안한 방식에서 RAS의 구조는 그림7과 같다. 하나의 RAS는 5개의 RAC(Random Access Channel)로 구성되며 RAC의 필드 포맷은 그림8과 같다. 일본 표준안에서는 한 ACTS당 6개의 ACTC가 있으나, 제안한 방식에서는 반송파 감지 기법의 적용을 위한 오버헤드의 증가로 인하여 한 RAS당 5개의 RAC을 제공한다. RAC는 비트 동기화 및

반송파 감지를 위한 PR1(Preamble 1), PR2(Preamble 2), PR3(Preamble 3) 필드, 채널 동기화를 위한 UW2(Unique Word 2) 필드, 노변장치 식별정보인 FID(Fixed ID) 필드, 탑재장치의 개별주소를 나타내는 LID(Link ID) 필드, 링크접속 요구 정보를 포함하는 LRI(Link Request Information) 필드, 링크 접속의 우선순위를 나타내는 PRI(Priority) 필드 그리고 오류제어를 위한 CRC(Cyclic Redundancy Code) 필드로 구성된다.

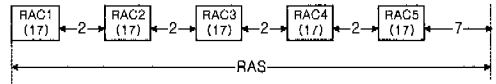


그림 7. RAS의 구조

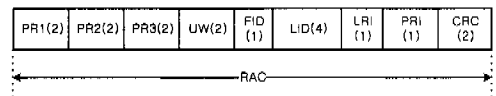


그림 8. RAC의 필드 포맷

일본 표준안에서는 2단계의 우선순위를 갖는 데이터 트래픽을 정의하고 있지만 제안한 방식에서는 HP(High Priority), MP(Medium Priority), LP(Low Priority)의 3단계의 우선순위를 가지는 데이터 트래픽을 지원한다. 링크접근을 개시하는 탑재장치는 임의의 RAC을 선택한 후 노변장치가 FH로 방송한 각 우선순위에 대한 접속허가 확률 값 중 자신이 상향 링크로 전송할 데이터의 우선순위에 따라 그 중 한 값을 선택하여 그 확률로 RAC 접근여부를 결정한다. 그 결과가 실패로 나타난 탑재장치는 RAC 접근을 포기하고 다음 프레임에서 같은 절차를 반복하며, 성공으로 판명된 탑재장치는 RAC 접근을 수행하되 우선순위에 따라 다음과 같이 반송파 감지를 위한 절차를 수행한다.

- HP를 갖는 데이터를 전송할 탑재장치는 PR1, PR2, PR3를 전송하고 RAC송신 절차를 계속한다.
- MP를 갖는 데이터를 전송할 탑재장치는 PR1 신호를 감지하여 그 신호가 감지되지 않을 경우에 PR2, PR3를 전송하고 RAC송신 절차를 계속한다. 만약 PR1 신호가 감지되면 HP가 해당 RAC을 선택한 것을 의미하므로 RAC 송신절차를 포기한다.
- LP를 갖는 데이터를 전송하는 탑재장치는 PR2를 감지하여 그 신호가 감지되지 않을 경우

PR3를 전송하고 RAC송신 절차를 계속한다. 만약 PR2 신호가 감지되면 HP나 MP가 해당 RAC을 선택한 것을 의미하므로 RAC 송신절차를 포기한다.

이러한 링크접근의 메커니즘에 의하여 더 높은 우선순위를 갖는 링크접근에 대하여 우선권을 부여할 수 있고 서로 다른 우선 순위간의 충돌 가능성을 감소시킬 수 있다. 노변장치는 RAS 트래픽 부하에 따라 적응적으로 3 단계의 우선순위에 대하여 차별적인 링크접근 확률을 제공하며 이 정보는 FH를 통하여 매 프레임마다 방송된다.

탐재장치가 상향링크에 접속하는 과정은 예약모드에 기반하여 이루어진다. 예약모드의 운용에 대하여 그림9를 참고로 하여 기술하면 다음과 같다.

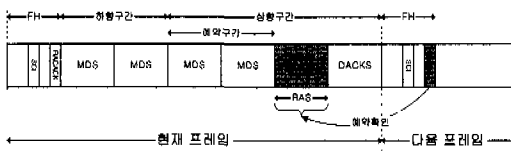


그림 9. 예약모드의 운용

상향링크로 보낼 데이터가 발생한 탐재장치는 경쟁모드에 진입하여 임의의 RAC을 선택하여 자신의 접근요구정보를 보낸다. 접근요구정보에는 자신의 주소를 나타내는 LID와 데이터의 우선순위 정보들이 포함된다. RAC 채널 접근방식은 adaptive slotted Aloha방식에 의하여 반송과 감지 메커니즘에 의하여 높은 우선순위를 가진 데이터를 보낼 탐재장치가 접근의 우선권을 갖는다. 각 RAC 접근의 결과는 다음 프레임의 FH의 RACK (Random Access Channel Ack.) 필드에 feedback 되며 feedback 정보가 성공으로 표시된 탐재장치는 예약모드로 진입하고 충돌이나 다른 이유에 의하여 그 정보가 실패로 표시되는 탐재장치는 계속 경쟁모드에 남아서 다음 프레임의 RAC 접근을 위해 기술한 방법으로 반복한다. 노변장치는 요청 받은 예약에 대한 슬롯 할당이 가능한 프레임 내에서 MDS를 할당하며, 이 할당정보는 FH의 슬롯제어정보 (SCI: Slot Control Information) 필드에 방송된다. 다음 프레임에서 할당이 가능한 경우는 슬롯할당이 즉시 이루어지며, 다음 프레임에서 할당이 가능하지 않은 경우에도 탐재장치는 이미 예약확인이 이루어졌으므로 다시 RAC을 통하여 접근요구정보를 보내지 않고 할당이 이루어 질 때까지 매 프레임의 FH

를 감시하여 슬롯이 할당된 프레임내의 해당 슬롯에 자신의 데이터를 전송한다.

지금까지 기술한 내용을 토대로 일본 표준안과 제안한 방식에 있어 링크접근 절차의 차이를 비교하면 다음과 같다. [3]

(1) 링크접근 메커니즘

일본 표준안은 adaptive slotted Aloha 방식으로 링크접근 트래픽 부하에 따라 링크접근 채널이 6개에서 18개까지 조절된다. 이에 비해 제안한 방식은 adaptive slotted Aloha with CS(carrier sensing)방식으로 링크접근 채널이 링크접근 트래픽 부하에 따라 5개에서 15개까지 증감된다. 링크접근 채널의 개수가 반송과감지에 의한 오버헤드에 의하여 줄어드는 반면 반송과감지의 효과에 의하여 높은 우선순위에 대해 링크접근의 우선권을 제공하고 상이한 우선 순위간의 충돌을 감소시키는 효과가 있다.

(2) 과부하시 충돌해결 방법

일본 표준안과 제안한 방식 모두 adaptive permission probability 방식에 의하여 충돌을 해결하고 있지만 세부사항에 있어 차이점이 있다. 일본 표준안은 2단계의 우선순위를 정의하고 있다. 낮은 우선순위의 링크접근은 노변장치가 방송하는 접속허가확률에 의한 제어를 받으며 최대 링크접근 재시도 횟수에도 제한이 있다. 반면 높은 우선순위의 링크접근은 접속허가확률에 무관하게 항상 1의 확률로 링크접근을 시도하며 링크접근 재시도 횟수에도 제한이 없다. 이러한 결과로 높은 우선순위 링크접근의 트래픽 부하가 증가할수록 충돌이 증가하여 adaptive permission probability 방식으로는 충돌이 잘 해결되지 않는 문제점이 있다. 제안한 방식은 3 단계의 우선순위를 제공하며 각 우선순위에 대해 우선순위에 대응하는 차별적인 접속허가확률을 방송하므로 모든 우선순위 링크접근이 접속허가확률에 의하여 제어된다. 또한 모든 우선순위 링크접근은 최대 링크접근 재시도 횟수에 의하여 제한된다. 그러므로 링크접근 트래픽이 과부하인 경우에도 충돌이 해결되는 메커니즘을 제공한다.

(3) 링크접근 결과 확인

일본 표준안은 탐재장치의 링크접근 결과가 다음 프레임의 헤더에 방송되는 슬롯할당 정보만으로 표시된다. 이러한 방식은 프레임 내에 유휴 슬롯이 없는 경우 링크접근 요구가 성공적으로 수신되어도

탐재장치는 링크접근 요구가 실패한 것으로 인식하고 다음 프레임에서 링크접근을 재시도하게 되어 그만큼 충돌가능성이 높아지는 단점이 있다. 이에 비해서 제안한 방식은 유류 슬롯의 유무에 관계없이 링크접근의 결과를 별도로 알려 주기 때문에 일단 링크접근이 성공한 경우 탐재장치는 더 이상 링크접근을 재시도하지 않고 슬롯이 할당되기를 기다린다. 이렇게 함으로써 임의접근 채널에서의 충돌가능성을 낮추는 효과가 있다.

IV. 성능분석 및 고찰

제안한 링크접근 방법은 링크접근의 기본적 메커니즘, 과부하시 충돌 해결 방법 그리고 링크접근 결과 확인 등의 관점에서 일본 표준안의 링크접근 방법을 개선한 것이다. 본 장에서는 시뮬레이션을 통하여 일본 표준안과 제안한 방식의 링크접근 절차의 성능을 비교 분석한다. 시뮬레이션의 환경 및 파라미터는 다음과 같다.

(1) 프레임 구성에 대한 가정

- 반이중 모드(TDD)만 고려한다.
- 물리적인 회선속도는 1Mbps이고 한 슬롯의 시간은 100usec이다.
- 프레임 헤더와 8개의 슬롯으로 구성된 고정된 길이 및 주기를 갖는 프레임을 지속적으로 유지한다. (한 프레임 주기:7.2msec)
- DACKS는 항상 1슬롯이 할당된다.
- ACTS 및 RAS는 한 프레임 내에 고정적으로 1개만 할당되며 프레임내 MDS의 개수는 일본 표준안의 경우 7이고 제안한 방식의 경우는 6이다.

(2) 링크접근 트래픽에 대한 가정

- 하향 트래픽은 없고 링크접근에 의한 상향 트래픽만 존재한다.
- 3단계 우선순위를 갖는 트래픽이 존재한다.(HP, MP, LP)
- 각 트래픽의 발생확률은 Poisson 분포를 따르되 평균 arrival rate는 우선순위에 따라 다르다. 즉, 한 탐재장치가 한 프레임 기간동안 링크접근 요구를 시도할 확률은 다음과 같다.

- HP: 1/48. 즉, 평균적으로 48프레임 동안(346msec마다) 1번 시도
- MP: 1/24. 즉, 평균적으로 24프레임 동안(173msec마다) 1번 시도
- LP: 1/48. 즉, 평균적으로 48프레임 동안(346msec마다) 1번 시도

● 각 트래픽은 한번의 링크접근 요구 시 다음과 같은 개수의 상향 슬롯을 연속적으로 할당받는다.

- HP: 1개 MDS
- MP: 1개 MDS
- LP: 2개 MDS

● HP, MP, LP 트래픽의 사용자 수는 동일하다.

● 최대 링크접근 재시도 횟수는 12(86 msec)이다. 만약 86 msec 동안 링크접근에 성공하지 못하면 링크접근을 포기한다. 단, 일본안의 priority access인 경우는 이에 제한 받지 않고 성공할 때까지 시도한다.

● 일본 표준안은 2단계의 우선순위 밖에 지원하지 못하므로, HP는 일본안의 priority access로 맵핑시키고 MP와 LP는 일본안의 normal access에 맵핑시킨다.

● 반송과감지 성공확률은 1이다.

● 각 우선순위의 데이터에 대한 접속허가 확률은 Pseudo-Bayesian 알고리즘^{[6][7]}에 기반한 PBMA_DP(Priority-Based Multiple Access with Dynamic Permission)프로토콜^{[8][9]}에 의하여 결정한다.

이러한 환경하에서 링크접근의 성능을 나타내는 주요한 항목으로, 평균지연시간, 임의접근 채널 효율, 링크접근 성공률 그리고 링크접근 재시도 실패율을 채택하고 각 항목에 대하여 일본 표준안과 제안한 방식의 성능을 비교하는 시뮬레이션 결과를 도출하였다. 그림 10은 평균지연시간에 대해 일본 표준안과 제안한 방식의 성능을 비교한 결과를 보여 주고 있다.

위 그림에서 가로축은 전체 사용자 수를 나타내며 HP, MP, LP의 사용자가 같은 비율로 구성되어 있다. 세로축은 평균지연시간을 나타내며 한 프레임의 주기가 7.2msec이므로 지연시간의 최소값은 7.2msec가 된다.

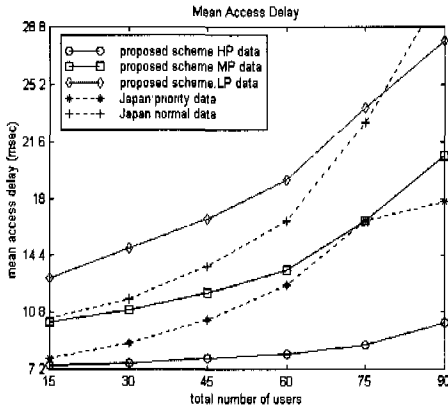


그림 10. 사용자 수에 따른 평균 지연시간

제안한 방식의 HP data와 일본 표준안의 priority data를 비교하면 전반적으로 제안한 방식의 평균 지연시간이 일본 표준안의 그것보다 작고 그 격차는 트래픽이 증가할수록 커지는 경향을 보인다. 제안한 방식의 MP data와 LP data는 일본 표준안의 normal data에 맵핑되며, MP와 LP에 대해 차별적인 평균 지연시간을 나타내고 있다. MP data는 일본안의 normal data보다 더 좋은 성능을 보이는 반면, LP data는 더 나쁜 성능을 보인다. 그 이유는 제안한 방식에서는 우선순위에 따른 차별적인 접속허가 확률과 반송파 감지에 의하여 LP data보다 MP data에 대해 링크접근의 우선권을 부여하기 때문이다.

링크접근 트래픽 부하가 증가할수록 제안한 방식과 일본 표준안의 성능 격차가 커지는 이유는, 일본 표준안의 경우 priority data가 접속허가확률의 제어를 받지 않고 링크접근 재시도 횟수에도 제한이 없기 때문에 priority data의 트래픽이 증가할수록 재시도에 의한 충돌 가능성이 높아지는 반면에, 제안한 방식에서는 모든 우선순위에 대해 접속허가확률 및 최대 재시도 횟수에 의한 링크접근 제어를 수행하고 기본적으로 반송파 감지 및 링크접근 예약확인 기능에 의하여 충돌 가능성을 감소시키기 때문인 것으로 판단된다.

그림 11에서 그림 13까지는 링크접근 채널 효율, 링크접근 성공률 그리고 링크접근 재시도 실패율에 대한 일본 표준안과 제안한 방식의 성능을 비교한 결과를 보여 주고 있다.

전반적으로 제안한 방식이 일본안보다 우수한 성능을 나타내며 그 성능의 격차는 링크접근 트래픽의 부하가 커질수록 증가하는 경향을 보이는데 그

것 또한 앞에서 언급한 것과 같은 이유에 기인한 것으로 생각된다.

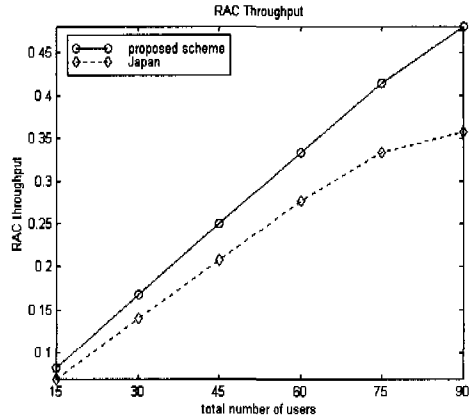


그림 11. 사용자 수에 따른 링크접근 채널의 효율

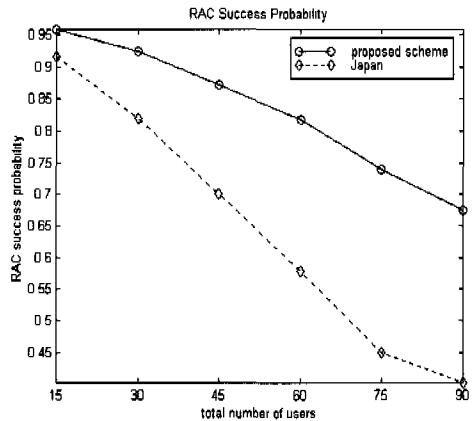


그림 12. 사용자 수에 따른 링크접근 성공률

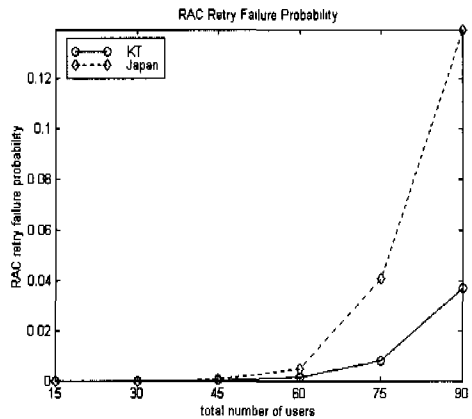


그림 13. 사용자 수에 따른 링크접근 재시도 실패율

V. 결론

본 논문에서는 ITS의 통신 환경인 DSRC에서 사용되는 MAC 프로토콜 중 일본 표준안의 MAC 프로토콜의 링크접근 성능을 개선시킨 새로운 링크접근 방식을 제안하였다. 이를 위해 새로운 MAC 프레임 구조 및 슬롯형태를 정의하였고 이러한 요소들이 개선된 링크접근 절차에서 어떤 기능을 수행하는지에 대해 설명하였다.

제안한 방식의 링크접근 절차가 일본 표준안의 방법과 다른 점은 첫째로 임의접근 채널에서 반송파 감지 기법을 사용하고, 둘째로 링크접근 요구에 대한 성공여부를 알려 주는 개선된 예약모드를 운용하며, 마지막으로 모든 우선순위의 데이터에 대해 접속허가확률과 최대 재시도 횟수를 제어한다는 점이다.

시물레이션을 통한 성능분석 결과는 제안한 방식이 평균지연시간, 링크접근 채널효율, 링크접근 성공률 그리고 링크접근 재시도 실패율의 측면에서 일본 표준안의 성능을 크게 개선하였음을 보여주고 있다. 그렇지만 위에서 적용한 시물레이션의 환경 및 파라미터에 대한 가정들 중 일부가 성립하지 않는 상황에서는, 예를 들어 반송파 감지의 확률이 아주 낮은 환경이나, 다른 우선순위를 가지는 데이터 트래픽의 부하가 비슷하지 않은 경우에는 제안한 방식의 성능이 본 논문에서 보인 결과보다 낮게 나타날 가능성이 있다.

참고 문헌

[1] The role of DSRC in ITS, Y.Kanazaki, T.Sasamoto, and H.Hirata, *ITS World Congress*, Berlin, Germany, Oct. 1997.

[2] Approach to study on DSRC of radio system in Japan, K.Tachikawa, *ITS World Congress*, Berlin, Germany, Oct. 1997.

[3] Transport Information and Control System (TICS)-Dedicated Short Range Communication (DSRC)-Data Link Layer :Medium Access and Logical Link Control ver. 2.0, *ISO/TC204/WG15 Committee of Japan*, October 1997

[4] IEEE 802.11, Wireless LAN Medium Access Control(MAC) and Physical Layer(PHY) Speci-

fications, Piscataway, NJ: *IEEE Standard Dept.*, Nov. 1997.

[5] K. Enomoto, S. Shiokawa and I. Sasase, Performance of Inhibit Sense Multiple Access for Prioritized Traffic, *ICUPC96*, pp. 22-26, 1996.

[6] D. Bersekas and R. Gallager, *Data Networks*, second edition, Prentice Hall, 1992.

[7] R. Rivest, Network Control by Bayesian Broadcast, *IEEE Trans. on Information Theory*, vol. IT-33, no. 3, May 1987.

[8] R. M. Salles and P. R. Gondim, Performance of Priority-Based Multiple Access with Dynamic Permission(PBMA_DP) for Multimedia Wireless Networks, *IEEE ICC98*, vol. 1, pp. 161-165, Jun. 1998.

[9] F. Khan and D. Zeghlache, Priority-Based Multiple Access (PBMA) for Statistical Multiplexing of Multiple Services in Wireless PCS, *ICUPC96*, pp. 17-21, 1996.

박정수(Jung-Soo Park)

준회원



1988년 2월 : 서울대학교 전자공학과 (공학사)
 1988년 3월 ~ 현재 : LG전자 디지털 미디어 연구소 연구원
 1998년 3월~현재 : 한국과학기술원 전기 및 전자공학과 석사과정

<주관심 분야> 데이터 네트워크, 이동통신, 인터넷

조동호(Dong-Ho Cho)

정회원



1979년 2월 : 서울대학교 전자공학과 (공학사)
 1981년 2월 : 한국과학기술원 전기 및 전자공학과 (공학석사)
 1985년 2월 : 한국과학기술원 전기 및 전자공학과 (공학박사)

1985년 3월 ~ 1987년 2월 : 한국과학기술원 통신공학

연구실 선임연구원

1987년 3월 ~ 1989년 12월: 한국과학기술원

통신공학연구실 위촉연구원

1987년 3월 ~ 1998년 1월: 경희대학교 전자계산공

학과 조교수, 부교수, 교수

1989년 9월 ~ 1995년 7월: 경희대학교 전자계산소

소장

1998. 2 - 현재: 한국과학기술원 전기 및 전자공학

과 부교수

<주관심 분야> 전자공학, 통신공학, 네트워크

오 종택(Jong-Taek Oh)

정회원

1989년 2월: 한국과학기술원 전기 및 전자공학과

(공학석사)

1993년 2월: 한국과학기술원 전기 및 전자공학과

(공학박사)

1993년 3월~현재: 한국통신 연구개발본부 선임 연

구원

<주관심 분야> 신호처리, 이동통신

이 병태(Byung-Tae Lee)

정회원

1994년 2월: 한국과학기술대 전기 및 전자공학과

(공학사)

1996년 2월: 한국과학기술원 전기 및 전자공학과

(공학석사)

1996년 3월 ~ 현재: 한국통신 연구개발본부연구원

<주관심 분야> 이동통신, 네트워크, 신호처리