

WAVE에서 숨은 노드 문제 해결을 위한 선택적 RTS/CTS 핸드셰이크

정 대 인*

Selective RTS/CTS Handshake for Resolving the Hidden Node Problem in WAVE

Dae-In Jeong*

요 약

본 논문은 WAVE(Wireless Access in Vehicular Environment)에서 숨은 노드 문제 해결 방안을 연구한다. 가상 캐리어 인식(virtual carrier sense) 개념을 WAVE의 브로드캐스트 기반 안전서비스에 적용하기 위해 두 가지 특성에 주목한다. 첫째, 긴급 안전 메시지는 브로드캐스트 수신 차량 중 긴급 상황에 접근하고 있는 차량에게 더욱 중요하다. 둘째, 주기적인 기본 안전 메시지 교환으로 각 차량은 이웃 차량 위치를 항상 인지하고 있다. 이러한 특성을 활용하여, 본 논문은 WAVE에서 숨은 노드 문제에 효과적으로 대응하는 방안으로 선택적 RTS/CTS 핸드셰이크를 제안한다. 또한, WAVE의 다중 채널 스위칭 동작에 내재된 동기화된 충돌(synchronized collisions) 현상에 대응하여 선택적 RTS/CTS 핸드셰이크를 보완하는 방안도 함께 제시한다. 다중 채널 스위칭 운용 환경에서 실험을 수행하였고 연구 목적이 만족스럽게 실현될 수 있음을 확인하였다.

Key Words : WAVE, hidden node problem, emergency safety message, RTS/CTS handshake, multi-channel switching

ABSTRACT

This paper studies a resolution to the hidden node problem in the WAVE. In order to apply the idea of the virtual carrier sense, we focus on two characteristics of broadcast-based safety services in WAVE. First, the emergence safety message is more critical to vehicles approaching the emergency spot among broadcast receivers. Second, through periodic exchange of basic safety messages, each vehicle is constantly aware of locations of neighboring vehicles. Utilizing those characteristics, this paper proposes selective RTS/CTS handshake as an effective method against the hidden node problem in WAVE. In addition, a method of supplementing the selective RTS/CTS handshake in dealing with the synchronized collisions inherent in WAVE's multi-channel switching operation, is also presented. Through experiments performed in the multi-channel switching environment, it was confirmed that the purpose of the study could be satisfactorily realized.

* 본 연구는 2021학년도 한국외국어대학교 교내학술연구비의 지원에 의하여 이루어진 것임

• First Author : Hankuk University of Foreign Studies, Division of Computer Engineering, djeong@hufs.ac.kr, 종신회원
논문번호 : 202111-303-B-RE, Received November 6, 2021; Revised January 7, 2022; Accepted January 10, 2022

1. 서론

도로상에서 차량의 안전과 편의를 위한 다양한 응용서비스 지원은 도래하는 자율 주행 기술의 개발 과정에 필수적이다. 특히 도로 위의 각종 긴급 상황에 대응하는 안전 서비스 지원이 요구된다. 안전 관련 서비스는 교통 환경을 알려주는 정보의 실시간 교환과 이에 대한 신속한 대응을 기본으로 한다. 이는 모든 차량이 특정 시간에 특정 통신 채널로 동시에 접속하여 안전 관련 정보를 공유하는 방식으로 구현될 수 있다. 차량 간 무선 통신 절차를 규정하는 WAVE 규격 중 IEEE 1609.4에서 ‘다중 채널(multi-channel) 동작’은 한 개의 무선 통신 장치를 활용하는 차량이 안전 및 비 안전 서비스를 모두 수용하는 방안을 제시한다^[1]. IEEE 1609.4 규격은 DSRC(Dedicated Short Range Communication) 대역에서 7개의 채널을 규정하였고 그중 한 개는 CCH(Control Channel, Ch.178), 나머지는 SCH (Service Channel)로 부른다. CCH는 안전메시지를 포함하는 WSMP(WAVE Short Message Protocol) 메시지와 WSA(WAVE Service Advertisement) 등 운용메시지 전송에 사용된다. SCH는 이에 더해 다양한 응용서비스 구현을 위한 데이터 전송과 IP 트래픽 전송도 허용한다. WAVE 규격에서 안전 메시지용 안전 채널(safety channel)을 명시적으로 규정하지 않아 CCH 또는 SCH를 안전 채널로 사용할 수 있다. 본 논문에서는 CCH를 안전 채널로 규정하여 활용한다.

각 차량이 한 개의 무선 접속 장치를 사용하여 여러 채널 접속을 가능하게 하는 다중 채널 동작은 시간 분할을 기반으로 한다. WAVE 규격에서 시간을 100ms 구간으로 나누고 이를 다시 두 개의 50ms 구간으로 나누어 각각을 시간 슬롯(time slot) 0, 시간 슬롯 1로 표기하였다^[1]. 본 논문에서는 각각을 CCHI(Control Channel Interval), SCHI(Service Channel Interval)로 표기한다. CCHI 동안 모든 차량들은 CCH를 동시 접속하여 안전 정보를 공유한다. SCHI 동안 각 차량은 안전 채널 이외의 채널을 이용하여 V2V(vehicle to vehicle) 또는 V2I(vehicle to infra) 형태의 데이터 교환을 수행한다. CCHI와 SCHI로 이루어지는 100ms 구간을 동기화 구간(synchronized interval)이라 하며 T_{sr} 로 표기한다. 시간은 T_{sr} 반복으로 진행된다.

IEEE 1609.4 규격에서 언급된 동기화된 충돌(synchronized collision)은 다중 채널 동작의 성능 저

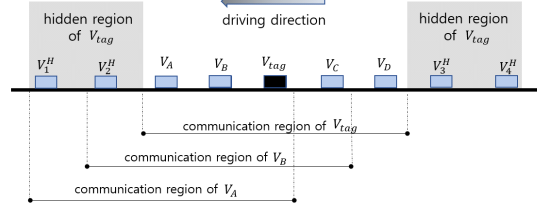


그림 1. 숨은 노드 문제
Fig. 1. Hidden node problem

하 요소 중 하나이다. SCHI 구간에 발생한 안전메시지들이 후속 CCHI 개시 시점에 동시에 채널 경합을 벌이는 현상이다. 숨은 노드 문제는 WAVE가 갖는 또 다른 성능 저하 요소이다. 그림 1은 선형으로 모델링되는 도로 환경이다. 숨은 노드 문제는, 상호 통신 감지 거리보다 멀리 떨어져 있는 두 노드(예, 그림 1의 V_{tag} 와 V_1^H)가 특정 목적 노드(V_A)를 이웃 노드로 공유할 때, 두 노드는 서로를 감지하지 못한 채 동시에 목적 노드 V_A 로 메시지를 전송하여 V_A 에서 충돌이 발생하는 문제이다. 브로드캐스트에서는 송신 노드로부터 먼 수신 노드일수록 숨은 노드 영향이 증가하는 점도 주목할 일이다. 그림 1에서, V_{tag} 가 보낸 메시지에 대해 V_B 는 한 개의 숨은 노드(V_2^H) 간섭을 받는다. 이러한 문제는 V_{tag} 진행방향 기준 후방에 위치한 두 이웃 노드 V_C 와 V_D 에서도 동일하게 관측된다.

숨은 노드 문제 대응 방안으로 IEEE 802.11 WLAN 규격에 RTS/CTS 핸드셰이크가 있다^[2]. 송신 노드는 데이터 전송 전에 자신의 채널 점유 정보가 담긴 RTS 신호를 목적 노드에게 보내고, 이를 수신한 목적 노드는 자신의 이웃 노드에게 송신 노드의 채널 점유 정보가 담긴 CTS 신호를 브로드캐스트하여 송신 노드 전송 기간 중 채널 접속을 유보토록 한다. 그러나 안전메시지를 브로드캐스트하는 WAVE 환경에서는 핸드셰이크 트래픽 과다 발생으로 적용하기 어렵다.

브로드캐스트 전송에서 숨은 노드 문제 대응 방안으로, [3]은 이웃 노드 중에서 RTS 수신 노드를 순환 방식으로 선정하여 RTS/CTS를 주고 받으며 손실된 메시지들을 브로드캐스트로 전달한다. 이를 모든 이웃 노드와 순차적으로 수행하는데 이는 주기적 브로드캐스팅에 적합하다. [4]는 수신 노드에서 발신 노드에게 요구 신호를 보내고 주변 노드들은 이 요구 신호를 기반으로 NAV(Network Allocation Vector)를 설정하

는 방식이다. 긴급 안전 메시지와 같은 간헐적 발생 메시지에는 적합하지 않다. [5]은 한 홉 내 브로드캐스트 전달률을 높이기 위해 수신 노드들이 순차적으로 다시 브로드캐스트하는 방식이다. 순서는 분산 방식으로 결정되며 운행 방향 상관없이 소스 노드로부터 거리가 먼 노드가 우선이다. 이중 밴드(dual band) 장치를 가정하여 다중 채널 동작이 고려되지 않았고, 숨은 노드 문제는 대역 외 별도의 신호를 사용하여 대응한다. [6]는 브로드캐스트 소스 노드가 우선 RTS 신호를 브로드캐스트하면 수신한 노드는 거리 등이 반영된 타이머 종료 시 CTS 신호를 보낸다. 가장 먼저 CTS를 보낸 노드는 이후 다중 홉 브로드캐스트를 위한 중계노드가 된다. 분산 구조로 핸드셰이크 상대가 선정되면서 CTS 중첩 문제가 있다.

본 논문은 WAVE 다중 채널 동작에서 긴급 안전 메시지 브로드캐스트에 대한 숨은 노드 문제를 경감시키는 방안 연구이다. 본 논문이 주목하는 것은 안전 관련 서비스의 속성이다. 대표적인 긴급 안전 서비스인 전방 추돌 경고, 전방 사각 지대 경고 등 전방과 관련된다. 차량 안전을 위협하는 요인은 주로 전방에 있다는 특성을 적극적으로 활용한다.

본 논문의 구성은 다음과 같다. 2장에서 숨은 노드 문제에 대응하여 선택적 RTS/CTS 핸드셰이크 방안을 제안한다. 3장에서는 제안 방안의 모델링과 해석을 기술한다. 4장에서는 실험 결과를 분석하고 5장에서 결론을 맺는다.

II. 숨은 노드 문제 대응 방안

2.1 선택적 RTS/CTS 핸드셰이크

기본 안전 메시지 BSM(Basic Safety Message)은 차량의 위치, 이동 방향, 이동 속도 등의 정보를 담은 메시지이다^[7]. 각 차량은 자신의 BSM을 주기적으로 이웃 노드에게 브로드캐스트 한다. 이에 반해 긴급 안전 메시지 ESM(Emergence Safety Message)은 긴급 상황을 알리는 사건 기반 메시지로 BSM에 비해 중요도가 높고 우선 처리되어야 한다. WAVE 규격 MAC 프로토콜인 IEEE 802.11p의 EDCA 동작은 ESM과 BSM 간의 차별화된 서비스를 지원한다^[8]. 본 논문에서 차별화는 다음과 같은 설정으로 구현한다. MAC 파라미터인 CW (Contention Window)와 AIFS(Arbitration Inter Frame Space)를 ESM과 BSM 간에 $(CW_e - 1)\sigma + AIFS_e < AIFS_b$ 의 관계를 만족하도록 설정한다. $AIFS_e, AIFS_b$ 는 각각 ESM과 BSM에 할

당된 AIFS 값이고, CW_e 는 ESM의 CW값, σ 는 하나의 시간 슬롯이다. MAC의 backoff 메커니즘에서 모든 메시지는 AIFS 시간만큼 경과 후 채널 접속 기회가 주어진다. $AIFS_e$ 와 $AIFS_b$ 의 관계가 이와 같으면 ESM과 BSM의 동시 채널 경쟁 시 ESM이 우선 처리된다. 본 논문에서 이 관계를 ESM이 갖는 우선권으로 표기한다. 편의를 위해 $AIFS_e$ 와 $AIFS_b$ 를 각각 A_e 와 A_b 로 표기한다.

ESM 전송에서 본 논문은 WAVE 환경의 두 가지 특성에 주목한다. 첫 번째는, 주기적인 BSM 교환으로 각 노드가 한 홉 전송 거리 내의 이웃 차량 정보를 항상 파악하고 있는 점이다. 두 번째는 차량의 이동을 고려할 때 ESM의 유효성이 방향에 의존한다는 점이다. ESM 정보는 사건 발생 지점으로 접근하고 있는 차량에 유효하다. 이 두 가지 특성을 기반으로 ESM 전송에 대해 본 논문이 제안하는 숨은 노드 해결 방안은 다음과 같다.

RTS/CTS 핸드셰이크는 브로드캐스트에 적합하지 않지만 가상 캐리어 인식(virtual carrier sense) 개념을 브로드캐스트에 적용하는 방안을 다음과 같이 제안한다.

- ESM 발생 노드는 채널 예약 정보가 포함된 RTS 신호를 이웃 노드 중 후방으로 가장 먼 노드에게 보낸다.
- RTS를 수신한 노드는 채널 예약 정보가 포함된 CTS 신호를 자신의 이웃 노드에게 브로드캐스트 한다.
- CTS 수신 후 ESM 발생 노드는 ESM을 이웃 노드들에게 브로드캐스트 한다.

채널 예약 정보가 담긴 CTS 신호를 수신하여 채널 점유를 유보한 노드 중에는 ESM 발생 노드 관점에서 후방 영역의 숨은 노드들이 포함된다. 예를 들어, 그림 1에서 ESM 발생노드가 V_{tag} 라면 V_3^H 와 V_4^H 이 그들이다. 이들의 채널 점유 유보로 후방 영역의 숨은 노드 문제가 해결될 수 있다. 브로드캐스트 수신 노드 중 하나의 노드만을 선택하여 핸드셰이크 하므로 이 방안을 ‘선택적 RTS/CTS 핸드셰이크’로 표기한다. 이후 설명의 편의를 위해 ESM 발생 노드는 V_E , 가장 먼 후방 이웃 노드는 V_{tail} , 가장 먼 전방 이웃 노드는 V_{head} 로 표기한다. V_{tail} 과 V_{head} 관별은 차량 간 10Hz 주기로 주고 받는 BSM 정보에 의존한다^[7]. 각 차량은 이 정보를 기반으로 차량 간 거리정보를 산출할 수 있다. ESM을 발생한 노드는 즉시 자신의 이웃

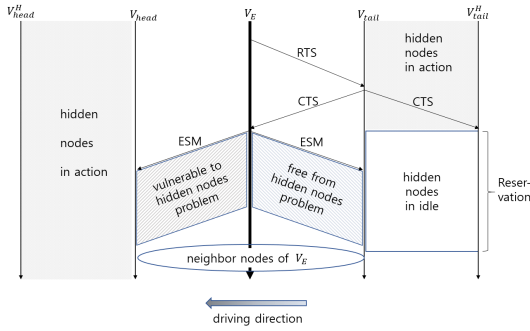


그림 2. 선택적 RTS/CTS 핸드셰이크
Fig. 2. Selective RTS/CTS handshake

리스트에서 이웃 별 위치와 운행 방향 정보를 기반으로 자신과의 거리를 산출하며, 이를 근거로 후방 또는 전방의 가장 먼 이웃 노드를 식별한다. 이 과정에서 본 논문은 2차원 평면 상의 거리 계산을 가정한다⁶⁾. 그림 2는 선택적 RTS/CTS 핸드셰이크를 보인다. RTS 전송은 숨은 노드 간섭에 노출되어 있어 실패 시 반복 전송이 필요하다. V_E 는 RTS 송신 후 $CTS_{timeout}$ 이내에 CTS를 수신하지 못하면 RTS를 재전송한다. 재전송은 최대 R 회 허용되며 R 회 전송에도 CTS를 수신하지 못하면 ESM을 숨은 노드 문제를 안고 브로드캐스트 한다.

선택적 RTS/CTS 핸드셰이크는 ESM의 브로드캐스트 영역 내 어느 부분이든 위험에 노출된 영역에 적용 가능하다. V_E 와 반대 방향으로 진행하는 차량들에게 ESM을 전달하는 경우도 그 한 예이다. V_E 관점에서, 반대 방향으로 진행하는 차량 중 ESM을 긴급히 수신해야 하는 차량은 자신의 전방에 있다. 따라서, 한 홉 내의 차량 중 전방의 가장 먼 반대 방향 차량과 RTS/CTS 핸드셰이크 성공 후 ESM을 브로드캐스트 하면 한 홉 거리 내의 반대 방향 차량도 숨은 노드 간섭 없는 ESM 수신이 가능해진다.

ESM이 CCHI 구간, 혹은 SCHI 구간에 발생하는 경우 선택적 RTS/CTS 핸드셰이크를 적용하는 방안과 효과는 각각 다음과 같다.

2.2 CCHI에 발생한 경우

안전메시지 전송이 가능한 CCHI 구간에 ESM이 발생하면 V_E 는 V_{tail} 를 찾아 RTS/CTS 핸드셰이크를 수행한다. V_E 의 목적은 모든 이웃 노드들, 특히 후방 이웃 노드들에게 ESM 수신을 보장하는 것이다. V_E 은 V_{tail} 에게 RTS 메시지를 보내고 이를 받은 V_{tail} 는 CTS를 브로드캐스트한다. V_E 는 CTS 수신 후 ESM

을 브로드캐스트한다. RTS 송신 후 $CTS_{timeout}$ 이내에 CTS를 수신하지 못하면 V_E 는 RTS를 R 회까지 재전송한다. RTS는 BSM 대비 ESM과 동일하게 우선권을 갖고 처리되는 것을 가정한다. CTS 정보를 취득하는 V_{tail} 의 이웃 노드 중 V_{tail} 보다 후방에 있는 차량은 V_E 에게는 숨은 노드인데, 이들이 채널 점유를 유보하면 V_E 는 후방의 숨은 노드 문제에서 자유롭게 된다. 선택적 RTS/CTS 핸드셰이크는 ESM을 후방으로 다중 홉 브로드캐스트 증계할 때에도 효과적이다. V_{tail} 이 V_E 로부터 받은 ESM을 후방으로 증계할 때 다시 선택적 RTS/CTS 핸드셰이크를 적용하면, V_E 의 전송거리 내 후방 영역에 이어 V_{tail} 의 전송거리 내 후방 영역으로 숨은 노드 문제 해결 영역이 확장될 수 있다.

2.3 SCHI에 발생한 경우

ESM이 SCHI 구간에 발생하는 경우 V_E 는 ESM을 버퍼에 저장하고, 후속 CCHI 개시 시점에 ESM 전송을 위한 채널 점유를 시도한다. 이때 채널을 경합하는 노드는 SCHI 구간에 BSM을 발생한 이웃 노드 또는 숨은 노드들이다. 이웃 노드에 대해 V_E 는 우선권을 갖고 RTS 전송을 위한 채널을 확보한다. 그러나 숨은 노드는 우선권으로 해결되지 않는다. 더욱이 이 경우는 동기화된 충돌현상으로 RTS의 충돌 개연성이 매우 크다. 따라서 RTS 전송을 위해 숨은 노드 간섭에 대응하는 방안이 필요하다.

WAVE 규격에는 SCHI와 CCHI 개시 시점에 4ms의 보호 구간(guard interval)을 두며 이 구간 동안 모든 노드의 전송이 중지된다. 보호 구간은 채널 점유로 인식되어 보호 구간 종료 후 랜덤 백오프(backoff) 동작이 각 노드에서 수행되는데, 이는 보호 구간 종료 직후 노드들의 전송을 분산시키기 위한 것이다¹¹⁾. 본 논문에서는 보호 구간 종료 직후 V_E 를 제외한 모든 노드가 일정 시간 랜덤 백오프 동작을 유보하는 정책을 제시한다. 그 시간은 V_E 의 RTS 전송 보장을 위한 것으로 ‘유희 구간(idle interval)’으로 표기하며, 길이는 RTS 전송시간+SIFS (Short Inter Frame Space)로 설정한다. 채널 교환 동작에 동기화되어 있는 이웃 노드(V_{tail} 제외)와 숨은 노드 모두 이 구간에 유희 상태를 유지한다. V_E 는 보호 구간 종료 직후 V_{tail} 에게 RTS 신호를 전송하여 다른 노드의 간섭 없이 RTS/CTS 핸드셰이크를 수행하며 ESM 브로드캐스트까지 완료한다. 그림 3(a)에 동기화된 충돌로 RTS 전송이 무산되는 경우를 보였고, 유희 구간(idle

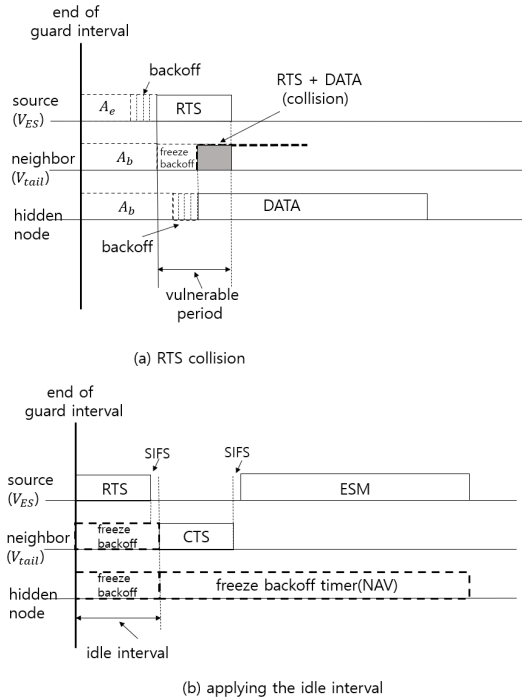


그림 3. 보호 구간 직후 (a)동기화된 충돌 예시와 (b)유휴 구간 적용
 Fig. 3. At the end of guard interval (a)an example of synchronized collision and (b)application of the idle interval

interval)을 적용한 효과를 그림 3(b)에 보였다.

ESM이 SCHI 구간에서 발생하면 CCHI 구간까지 대기하는 추가 지연은 피할 수 없다. 그래도 ESM 전송이 T_{SI} 기간 내에서 이루어지므로 일반적인 100ms 이내의 지연요구를 충족하게 된다.

III. RTS 전달 확률 분석

RTS 신호는 BSM과의 충돌뿐만 아니라 숨은 노드 문제에도 노출되어 있다. 본 절에서는 최대 R 회 반복 전송이 허용되는 RTS 전달확률을 분석한다.

상호 감지 거리 내에 N 개의 노드로 구성된 단일 홉 망을 가정한다. RTS 전송은 CCHI 구간에서만 발생하므로 하나의 CCHI로 제한된 구간을 분석한다. 메시지 발생 패턴은 WAVE 환경을 반영하여 다음과 같이 가정한다. CCHI 동안 BSM은 N 개의 노드에서 각각 1개 발생하고, ESM은 CCHI 동안 망 전체에서 최대 1개 발생하는 것을 가정한다. 모든 메시지 발생은 발생 구간 내 균등 분포(uniform distribution)를 따른다. CCHI 구간 동작의 모델링은 참고문헌^{[9],[10]}의 방법을 활용한다. 먼저, 시간 t 와 세 개의 확률 과정

(stochastic process) $w(t), n(t), m(t)$ 을 매개로 함수 $S(t, w(t), n(t), m(t))$ 를 정의한다. t 는 편의상 CCHI 구간 완료까지 남은 시간을 의미하며 $0 \leq t \leq T_{CCH}$ 값을 갖는다. T_{CCH} 는 CCHI 길이를 의미한다. $w(t)$ 는 t 시점(CCHI 구간 잔여 시간이 t)에 망 내 노드들에 backlog 되어 있는 BSM의 backoff count 값 중 가장 큰 값을 나타낸다. $n(t)$ 는 t 시점에 망 내 노드들에 backlog 되어 있는 BSM 개수, $m(t)$ 는 t 시점 이전에 BSM을 발생한 노드 개수를 의미한다. 변수 t 시점의 망의 상태는 위 세 개의 확률 과정으로 정확히 표현될 수 있다. 특정 사건 발생으로 인해 망이 다음 상태로 천이되는 과정을 위 변수들을 사용하여 순환적(recursive) 관계식으로 표현할 수 있다. 이 방법의 장점은 제한된 시간 구간 내 노드 상호 간의 간섭을 정확하게 반영할 수 있다는 점이다. 가령, 일반적인 Markov 모델 분석에서는 메시지 충돌 확률 값을 편의상 상수로 가정하는데^[11], 이러한 가정 없이 메시지들의 상호 의존성이 명확히 반영된 충돌 확률 값을 적용할 수 있다. 망의 상태 천이 시 발생하는 지연 또는 전달 메시지 양을 함수 $S(t, w(t), n(t), m(t))$ 로 표현하면 CCHI 전체 구간에서의 망의 지연 또는 전달확률을 구할 수 있다. 본 분석에서는 $S(t, w(t), n(t), m(t))$ 가 RTS의 전달 확률을 나타내도록 설정한다. 그림 4는 CCHI 구간 내에서 망의 임의의 채널 상태를 예시한다. T_b 는 BSM의 전송시간을 의미한다.

시간은 메시지 전송을 포함하는 epoch로 나뉜다. 1 epoch는 메시지 전송을 포함하는데 성공적인 단독 전송, 또는 중첩 전송된 충돌을 포함한다. epoch 시작 시점 t 는 그림 4에서 보듯이 이전 메시지 전송 완료 시점에서 A_b 만큼 경과한 시점으로 정의된다. A_b 는 BSM의 AIFS 값이므로 t 는 BSM의 채널 경합 시작 시점을 의미한다. RTS 발생 시점은 epoch와 더불어 반복 전개되는 zone 1, 2, 3에서 살펴본다. epoch와 달리 zone 1, 2, 3은 중첩되지 않은 이웃한 두 전송의

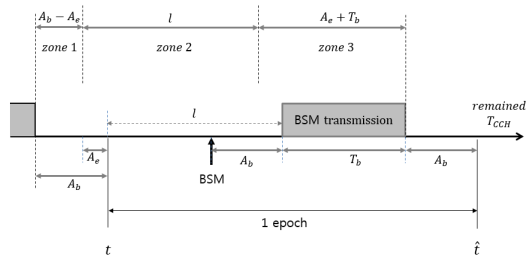


그림 4. CCHI 내 채널 상태 예시
 Fig. 4. Channel status in CCHI

완료 시점 간격 내에서 정의된다. RTS의 발생 zone에 따라 함수 $S(t, w(t), n(t), m(t))$ 의 증가 내역이 다르다.

먼저 zone 1에서 RTS가 발생한 경우를 살펴보자. 유휴 채널 상태에서 발생한 RTS는 A_e 경과 후 전송된다. $A_b > A_e$ 이므로 BSM은 RTS 전송에 간섭이 되지 않는다.

zone 2에서 발생한 RTS의 전송은 같은 구간 BSM의 전송 여부에 영향을 받는다. RTS 단독 전송, 또는 BSM과의 중복 전송의 두 경우로 나뉜다. BSM 전송은 기존 backlog 상태이었거나 새로 발생한 것의 전송일 수 있다. RTS의 단독 전송이 가능하기 위해서는 zone 2에서 RTS 발생 후 A_e 경과까지 BSM의 전송 시도가 없어야 한다. 즉, backlog 상태의 BSM 경우 backoff 카운트 값이 0이 되지 않아야 하고, 새로 발생하는 BSM 경우 RTS 전송 시점으로부터 A_b 이전까지는 발생하지 않아야 한다. 주목할 점은, 충돌의 경우 충돌 이후 RTS의 재전송은 우선권에 따라 BSM 간섭 없이 숨은 노드 간섭만 받는다.

zone 3에서 RTS가 발생하는 경우는 BSM 전송 중이므로, RTS는 버퍼에 저장되고 BSM 전송 완료 후 BSM 간섭 없이 숨은 노드 간섭 아래 전송된다.

마지막으로, zone 3까지 RTS가 발생하지 않으면 후속 epoch에서 위와 같은 분석이 반복되며 다만 이전 분석에서 RTS가 발생하지 않은 조건이 반영된다.

RTS와 숨은 노드로부터의 전송이 중복되면 V_{tail} 에서의 RTS 수신에 성공할 수 없다. 숨은 노드로부터 간섭이 발생할 확률을 P_H 라 하면 P_H 는 다음과 같이 구할 수 있다. RTS가 숨은 노드와 중복 전송을 피하기 위해서는 두 조건을 만족해야 한다. 먼저, RTS 전송 시점에 숨은 노드의 채널 점유가 없어야 한다. 두 번째, RTS 전송 중에 숨은 노드로부터의 전송개시가 없어야 한다. 숨은 노드 개수가 N_H , 숨은 노드의 메시지 전송시간이 T_H , RTS의 전송시간이 T_R 라면 다음과 같은 관계식을 얻는다.

$$1 - P_H = \left(1 - \frac{N_H T_H}{T_{CCH}}\right) \left(1 - \frac{T_R}{T_{CCH}}\right)^{N_H} \quad (1)$$

주목할 점은, R 회까지 재전송되는 RTS 메시지 각각의 전송 성공 여부는 서로 독립적으로 보기 어렵다. T_H 에 비해 T_R 이 훨씬 작으므로, 숨은 노드 한 개의 패킷에 복수의 RTS 메시지가 간섭받을 수 있다. 첫 RTS 메시지가 충돌하였다면 첫 RTS 메시지 전송이

후 $CTS_{timeout}$ 시점에 재전송되는 두 번째 RTS 메시지가 동일한 숨은 노드 패킷과 충돌할 확률은 $\frac{T_H - (T_R + CTS_{timeout})}{T_H}$ 이다. 편의상 $T_R + CTS_{timeout}$ 을 \overline{CTS} 로 표기하면, 두 번째 RTS가 숨은 노드 간섭을 받을 확률을 $P_{H,2}$ 라 할 때

$$\begin{aligned} P_{H,2} &= 1 \cdot \frac{T_H - \overline{CTS}}{T_H} + P_H \frac{\overline{CTS}}{T_H} \\ &= 1 - \frac{\overline{CTS}}{T_H} (1 - P_H) \end{aligned}$$

로 표현될 수 있다. 편의상 식 (1)의 P_H 를 $P_{H,1}$ 으로 표기하면, k 번째 RTS 전송이 숨은 노드 간섭을 받을 확률을 $P_{H,k}$ 라 할 때

$$P_{H,k} = \begin{cases} 1 - \frac{(k-1)\overline{CTS}}{T_H} (1 - P_{H,1}), & \text{if } (k-1)\overline{CTS} < T_H \\ P_{H,1}, & \text{else} \end{cases}$$

와 같다. 이를 적용하면, 최대 $R(\geq 1)$ 회까지 RTS 재전송에서 성공할 확률을 \widehat{P}_H^R 라 하면

$$\widehat{P}_H^R = (1 - P_{H,1}) + \sum_{r=2}^R \left(\prod_{k=1}^{r-1} P_{H,k} \right) (1 - P_{H,r}) \quad (2)$$

와 같다. \widehat{P}_H^R 을 적용하여 $S(t, w(t), n(t), m(t))$ 를 구하면 다음과 같이 정리된다.

$$\begin{aligned} S(t, w(t), n(t), m(t)) &= P_1 \widehat{P}_H^R + (1 - P_1) \sum_{i=1}^i \left[A_0^i P_2 \widehat{P}_H^R \right. \\ &+ \sum_{i=0}^{N-m(t)} \sum_{j=0}^{m(t)} \left\{ \widehat{A}_i^j \left(P_2 \widehat{P}_H^{R-1} + (1 - lP_2) \left(P_3 \widehat{P}_H^R \right. \right. \right. \\ &\left. \left. \left. + (1 - P_3) \sum_{k=0}^{N-m(t)-i} B_{t+A_b-l, k}^{A_b+T_b, m(t)+i} S(\hat{t}, w(\hat{t}), n(\hat{t}), m(\hat{t})) \right) \right) \right\} \left. \right] \quad (3) \end{aligned}$$

여기서, P_1 은 zone 1에 RTS가 발생할 확률, P_2 는 $t + A_e$ 이후 임의의 슬롯에 RTS가 발생할 확률, P_3 는 $t + A_e - l$ 이후 BSM 전송 중 RTS가 발생할 확률이다. RTS가 CCHI 구간에서 발생한다고 가정하면, 각각 $P_1 = (A_b - A_e) / (t + A_b)$, $P_2 = 1 / (t + A_e)$, $P_3 = (A_e + T_b) / (t + A_e - l)$ 이다. \hat{t} 은 $w(t) > 0$ 이면 $\hat{t} = \min\{t, w(t)\}$, $w(t) = 0$ 이면 $\hat{t} = t$ 이다. A_i^j 는 $N - m(t)$ 중 $i(\geq 0)$ 개의 BSM과 $n(t)$ 중 $j(\geq 0)$ 개의 BSM이 t 이후 l 번째 슬롯에서 동시에 전송되는 확률

을 나타낸다. A_j 는 다음과 같다. $\{n(t)(>0), w(t)\}$ 상황에서 t 이후 l 번째 슬롯에서 $n(t)$ 중 처음으로 j 개의 BSM 전송이 시작되는 확률을 $P_{w(t),j}^{l,n(t)}$ 라면 $P_{w(t),j}^{l,n(t)} = \left(1 - \frac{l-1}{w(t)}\right)^{n(t)} \binom{n(t)}{j} \left(\frac{1}{w(t)-l+1}\right)^j \left(\frac{w(t)-l}{w(t)-l+1}\right)^{n(t)-j}$ 와 같다. 또한, t 이후 l 번째 슬롯에서 i 개의 새롭게 생성된 BSM이 전송되기 위해서는 $t+A_b$ 시점으로부터 l 번째 슬롯에 $N-m(t)$ 중 i 개 BSM이 생성되어야 한다. 이 확률을 $G_{t+A_b,i}^{l,m(t)}$ 로 정의한다. $G_{t,i}^{l,m(t)}$ 은 $P_{t,i}^{l,N-m(t)}$ 와 동일한 표현식을 갖는다. 이들을 이용하면 $A_i^j = P_{w(t),j}^{l,n(t)} \cdot G_{t+A_b,i}^{l,m(t)}$ 로 표현된다. \hat{A}_i^j 는 $i+j=0$ 이면 0, $i+j>0$ 이면 A_i^j 이다. $B_{t,k}^{s,m(t)}$ 은 t 이후 s 슬롯 동안 $N-m(t)$ 중 k 개의 새로운 BSM 생성 확률이며 $B_{t,k}^{s,m(t)} = \binom{N-m(t)}{k} \left(\frac{s}{t}\right)^k \left(1 - \frac{s}{t}\right)^{N-m(t)-k}$ 이다. 식 (3)의 마지막 항은 BSM 전송 종료까지 RTS가 발생하지 않은 경우로서, 후속 epoch 시작 시점인 $\hat{t} = \{t-l-T_b-A_b\}^+$ 에서의 $S(\cdot)$ 값을 반영한다. $\{t-l-T_b-A_b\}^+$ 는 $\max\{t-l-T_b-A_b, 0\}$ 를 의미한다. $w(\hat{t})$ 는 $k=0$ 일 때 $w(t)-l$, $k>0$ 일 때 CW_b 이고, $n(\hat{t}) = n(t) - j + k$, $m(\hat{t}) = m(t) + i + k$ 이다. 유의할 점은, 식(3)에서 $\hat{t}<0$ 인 경우, 즉 CCHI 잔여 시간 t 가 RTS/CTS/ESM 처리에 부족한 경우이다. 이때 ESM이 처리될 수 없으므로 함수 $S(\cdot)$ 는 0 이다. 이를 반영하여 정리하면, ESM의 전송시간을 T_e 로 표기할 때,

(a) $0 < t < 2T_R + T_e - A_b$ 의 경우
 $S(t, w(t), n(t), m(t)) = 0$

(b) $2T_R + T_e - A_b \leq t \leq T_{CCH}$ 의 경우
 $S(t, w(t), n(t), m(t))$ 는 식(3)과 같다.

이렇게 구한 $S(t, w(t), n(t), m(t))$ 값은 CCHI 남은 시간이 t 인 시점에서 향후 발생하는 RTS 신호의 전달 성공 확률이다. 네트워크 내 BSM과 충돌, 그리고 숨은 노드로부터의 간섭을 반영하여, CCHI 전 구간에서 RTS 전송이 성공할 확률 P_S 은 다음과 같이 표현된다.

$$P_S = S(T_{CCH}, 0, 0, 0) \quad (4)$$

선택적 RTS/CTS 핸드셰이크를 적용하여 V_E 가 브로드캐스트 하는 ESM의 수신 확률을 노드별로 살펴

보면 수신 노드 위치에 따라 두 가지로 나뉜다. V_E 보다 후방에 있는 이웃 노드 중 임의의 노드 i 의 수신 확률을 $P_{S,i}$, V_E 보다 전방에 있는 이웃 노드 중 임의의 노드 j 의 수신 확률을 $P_{S,j}$ 로 표기하면 그 값은 다음과 같다.

$$\begin{aligned} P_{S,i} &= P_S \\ P_{S,j} &= (1 - P_{H_j}) \cdot P_S \end{aligned} \quad (5)$$

여기서 P_{H_j} 는, 식 (1)의 N_H 를 노드 j 의 이웃 노드 중 V_E 의 숨은 노드 개수로, T_R 을 T_e 로 대체한 값이다. 후방 노드 i 는 숨은 노드 문제에서 자유로운 위치에 있으므로 ESM 수신 확률은 P_S 와 같다.

IV. 실험 및 분석

WAVE 환경에서 선택적 RTS/CTS 핸드셰이크 적용 효과를 확인하기 위한 실험을 수행하였다.

실험에서 도로는 편도 세 차선으로 구성되며 총 길이는 1km이다. 각 차선 별 50m 간격으로 노드가 분포하며 ESM을 발생하는 노드는 전체 도로의 한 가운데 위치한다. 각 노드의 전송거리는 250m로 설정하였다. 모든 노드의 전송 영역 크기는 동일하고, 또한 각 노드 별 캐리어 인식(carrier sense) 영역은 자신의 전송 영역과 동일하다. 메시지 수신 성공은 수신 노드의 캐리어 인식 영역 내에서 단일 전송이 이루어진 경우이고 둘 이상의 전송이 일부라도 중첩되면 수신 실패로 분류하였다. 모든 실험은 ESM 발생 후 처리되기까지 CCHI(50ms) 또는 SCHI+CCHI (100ms)의 짧은 시간 구간에 대한 실험이므로 노드의 이동성은 없는 것을 가정하였다. 그림 1에서 보였듯이 (ESM 발신 노드, 수신 노드) 쌍별로 숨은 노드 개수가 다르므로 ESM의 전송 성공 여부 역시 (ESM 발신 노드, 수신 노드) 쌍별로 다르다. 이를 반영하여, ESM 전송 성공률은 숨은 노드 개수를 공유하는 수신 노드 별로 도시하였다. 시뮬레이션은 저자가 IEEE 802.11p MAC 동작을 C 언어로 작성하여 이전 연구들에서 적용해온 프로그램을 사용하였다. 표 1 에는 시뮬레이션에 사용된 파라미터 값들을 보였다. 논문의 나머지 부분에서 표기의 편의를 위해 CCHI 구간에 발생한 ESM, BSM은 각각 ESM_C, BSM_C로 표기하고 SCHI 구간에 발생한 ESM, BSM은 각각 ESM_S, BSM_S로 표기한다. 또한 ESM_S, BSM_S, ESM_C, BSM_C를 발생한 노드는 V_{ES} , V_{BS} , V_{EC} , V_{BC} 로 표기한다.

표 1. 실험 파라미터
Table 1. Parameters for experiments

파라미터	설정 값
BSM, ESM 크기	500 bytes
RTS, CTS 크기	20 bytes
데이터 속도	3 Mbps
슬롯 길이(σ)	16 μ s
$AIFS_c$, $AIFS_b$	32 μ s, 80 μ s
$CTS_{timeout}$	32 μ s
CW_e , CW_b	2, 8
BSM 발생 빈도	10 BSM/s/node

4.1 선택적 RTS/CTS 핸드셰이크 효과

첫 번째 실험은 숨은 노드 영향을 확인하는 실험이다. V_{EC} 는 CCHI 구간에 숨은 노드 문제 대응 방안 없이 ESM_C를 브로드캐스트 한다. V_{EC} 의 이웃 노드 수 $N=10$ 과 $N=20$ 을 각각 가정한다. 이웃 노드 i 의 숨은 노드 개수는 $N_{H,i}$ 로 표기한다. 그림 5는 $N_{H,i}$ 개의 숨은 노드 영향을 받는 이웃 노드의 ESM_C 수신 성공 확률을 보인다. 식 (3)을 적용한 해석 값 ($N=10(A)$, $N=20(A)$)도 보였다. 이 경우 RTS 메시지가 아닌 ESM 메시지 브로드캐스트 수신 확률을 얻기 위해 식 (1)에서 T_R 을 T_e 로 대체하고 식 (2)에서 $R=1$ 로 설정한다. 수평 축은 $N_{H,i}$ 를 나타낸다. V_{EC} 는 전방과 후방에 이웃 노드를 가지므로 숨은 노드 $N_{H,i}$ 개를 갖는 이웃 노드가 양쪽에 모두 존재한다. V_{EC} 와의 거리가 멀어질수록 숨은 노드 개수가 증가하여 ESM_C 수신확률은 급격히 감소하는 것을 보인다. 최소한의 ESM 수신 확률 90%를 고려할 때 숨은 노드 문제에 대한 대응이 반드시 필요해 보인다. 반면 이웃 노드는 ESM_C 수신에 미치는 영향이 미미하다. 이웃 노드 개수가 10일 때와 20일 때의 ESM 수신 성공 확

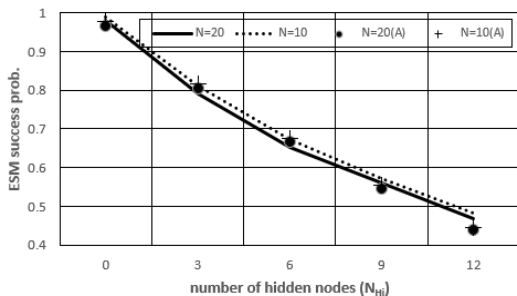


그림 5. 숨은 노드 영향
Fig. 5. Hidden nodes effects

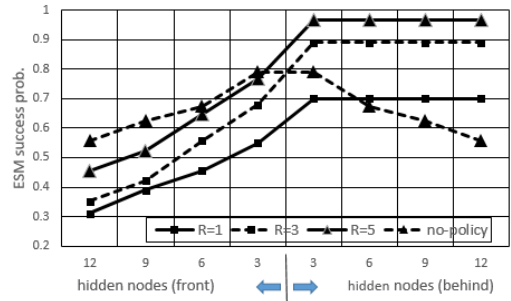


그림 6. ESM_C에 대한 처리 결과
Fig. 6. Results for ESM_C case

률이 크게 다르지 않음을 볼 수 있다. 그림 5에서 시뮬레이션 결과와 해석 값이 매우 근접하여 분석 모델링이 타당함을 확인할 수 있다.

다음 실험은 선택적 RTS/CTS 핸드셰이크를 적용하는 경우이다. V_{EC} 의 RTS/CTS 핸드셰이크 상대는 V_{tail} 이다. 이번 실험에서 V_{EC} 의 이웃 노드는 20개다. 숨은 노드 설정은 앞 실험과 같다. 즉, V_{EC} 관점에서 숨은 노드 개수를 전방 12개, 후방 12개로 고정하고, $N_{H,i}$ 개의 숨은 노드 간섭을 받는 개별 이웃 노드의 ESM_C 수신 확률을 측정하였다. 그림 6에서 수평축은 차량의 이동 방향을 반영한다. 오른쪽에서 왼쪽으로 이동을 가정하면, 수평축 중앙의 V_{EC} 위치를 기준으로 왼쪽이 전방, 오른쪽이 후방이다. 각 방향에는 V_{EC} 에서 멀어질수록 증가하는 $N_{H,i}$ 개의 숨은 노드를 갖는 이웃 노드가 있다. 그림 6은 수평축에 그 노드들의 위치를 $N_{H,i}$ 로 구별하고 ESM_C의 전송 확률을 보였다. 비교를 위하여 선택적 RTS/CTS 핸드셰이크 적용 없는 경우(no-policy)도 보였다. 후방 노드들은 숨은 노드 개수와 무관하게 높은 성능을 유지하는 반면, 전방 노드들은 숨은 노드 영향을 벗어나지 못한 것이 확인된다. 후방 영역 노드들이 ESM_C를 수신하지 못한 경우는 RTS의 R회 실패로 ESM_C 브로드캐스트 자체가 실행되지 못한 경우이다. 그림 6에서 no-policy와 $R=1$ 의 차이는 ESM과 그보다 짧은 RTS 메시지의 길이 차이에 따른 숨은 노드로부터의 간섭 차이로 볼 수 있다. 즉, 후자의 경우 후방 노드들의 수신 확률은 짧은 RTS 메시지가 $N_{H,i} = 12$ 인 V_{tail} 에서 수신 성공할 확률에 의존한다. 실험에서 선택적 RTS/CTS 핸드셰이크 적용은 숨은 노드 문제에 대한 의미 있는 해결 방안임을 확인하였다.

4.2 SCHI에 발생한 ESM 처리

다음 실험은 ESM이 SCHI 구간에 발생한 경우, 즉

ESM_S를 다루는 실험이다. 먼저 유희 구간을 적용하지 않은 경우를 실험했다. V_{ES} 는 후속 CCHI 시작과 동시에 선택적 RTS/CTS 핸드셰이크를 수행한다. 이 경우 SCHI 구간에 발생한 모든 안전메시지가 CCHI 개시와 동시에 채널을 경합한다. 전술한 동기화된 충돌 현상이다. 경합에는 이웃 노드 V_{ES} 뿐만 아니라 숨은 노드도 포함된다. V_{ES} 가 갖는 우선권은 이웃 노드와의 경합에는 적용되지만 숨은 노드와의 경합에는 적용되지 않는다. 더구나 동기 경합으로 숨은 노드 간섭이 집약적이다. SCHI 구간에 안전메시지를 발생한다면 다수의 숨은 노드가 CCHI 개시 시점에 동시에 채널 경합할 개연성이 매우 크다. 이는 V_{ES} 의 RTS 메시지에 대한 간섭 증가로 나타난다. 그림 7에는 V_{ES} 가 CCHI 개시 시점에 선택적 RTS/CTS 핸드셰이크를 수행했을 때 각 이웃 노드의 ESM_S 수신 확률을 보인다. RTS 전송 성공 확률이 낮아 ESM_S 전송이 쉽지 않다. 참조를 위해 $R(=3)$ 회의 RTS 전송이 실패한 경우 즉시 ESM_S를 브로드캐스트 한 경우(RTS_failed)의 결과도 보였다. RTS_failed 결과가 $R=5$ 결과 보다 전달 확률이 높은 이유는, $R=5$ 경우는 $N_{H,i} = 12$ 인 노드 V_{tail} 에서의 수신 성공 확률이 전제되기 때문이다. 이 실험 결과, CCHI 개시 시점에 ESM_S 전송을 위한 보완 방안이 필요함을 알 수 있다.

그림 8은 ‘유희 구간’을 적용한 경우(idling)와 적용하지 않은 경우(no_idling, 그림 7의 $R=3$ 결과)를 비교한다. 유희 구간을 적용한 경우에는 한 번의 RTS/CTS 핸드셰이크만 시행한다. ESM_C 처리 성능에 비해 전방 영역 ESM_S 전송 성공 확률이 급격히 낮아진다. 유희 구간 직후 숨은 노드 영향이 집중되는 것에 기인한다. 후방이 아닌 전방 영역에 긴급한 ESM 전달이 필요한 경우라면 전방의 V_{head} 와 선택적 RTS/CTS 핸드셰이크를 적용하면 된다. 전방 영역의

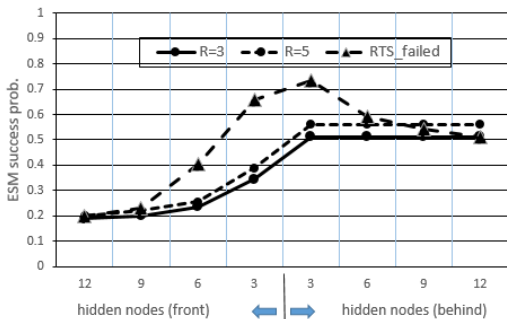


그림 7. ESM_S에 대한 처리 결과
Fig. 7. Results for ESM_S case

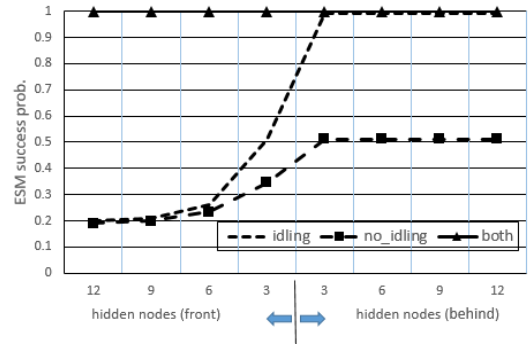


그림 8. 유희 구간 및 양방향 선택적 RTS/CTS 핸드셰이크 적용 결과
Fig. 8. Results of applying idle-period and bidirectional selective RTS/CTS handshake

RTS/CTS 핸드셰이크가 요구되는 위급 상황은, V_{ES} 와 동일 방향의 경우 가령 브레이크 파열 또는 졸음 운전으로 전방의 차량이 위험에 노출되는 경우가 한 예이다. 또한, V_{ES} 가 인지한 긴급 상황을 반대 차선에서 위험지역에 접근하는 차량에게 전달해야 하는 경우도 고려할 수 있다. 두 경우 모두 숨은 노드 문제 해결을 위해 전방 영역으로 선택적 RTS/CTS 핸드셰이크를 필요로 한다.

유희 구간 적용은 SCHI 구간에 발생한 ESM을 드물지만 전방과 후방 모두에게 전달해야 하는 안전서비스의 경우 적극 활용할 수 있다. 가령 위험 상황이 마주오는 양쪽 방향의 차선에 모두 영향을 미치는 경우이다. 이 경우 V_{ES} 는 CTS 수신 중복을 피하기 위해 V_{tail} 에 이어 V_{head} 와 순차적으로 RTS/CTS 핸드셰이크를 시행한다. 유희 구간은 두 번의 핸드셰이크 소요 시간으로 설정한다. 그림 9는 양방향 선택적 RTS/CTS 핸드셰이크 동작을 보인다. 이렇게 양방향으로 선택적 RTS/CTS 핸드셰이크를 적용한 결과(both)를 그림 8에 도시하였다. 후방뿐만 아니라 전방

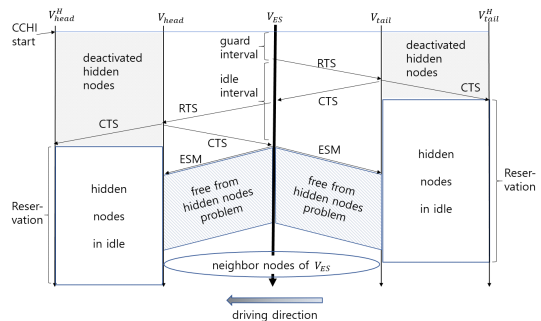


그림 9. 양방향 선택적 RTS/CTS 핸드셰이크
Fig. 9. Bidirectional selective RTS/CTS handshake

도 숨은 노드 간섭에서 벗어난 ESM_S 수신이 가능함을 볼 수 있다.

V. 결론 및 향후 계획

본 논문은 ESM 브로드캐스트 전송을 위한 숨은 노드 문제 해결 방안으로 선택적 RTS/CTS 핸드셰이크를 제안하였다. 또한, SCHI 구간에서 발생한 ESM 전송은 CCHI 구간 개시 시점의 동기화된 충돌에 대처하기 위해 유휴 구간 설정이 필요함을 보였다. 유휴 구간 적용 시 양방향 선택적 RTS/CTS 핸드셰이크도 가능함을 보였다. ESM이 CCHI 구간에 발생하여 유휴 구간 적용이 어려운 경우의 양방향 안전서비스 등을 포함한 포괄적 안전서비스에의 적용은 후속 연구로 남겨둔다. 후속 연구에서는 RSU (Road Side Unit)가 설치된 환경도 고려한다. 유휴 구간을 RSU가 수용하여 동기화된 충돌을 방지하는 방안, SCHI 구간에서 발생한 긴급 안전메시지를 후속 CCHI 도래 이전에 RSU가 중계 브로드캐스트 하는 방안, RSU가 선택적 RTS/CTS 핸드셰이크를 활용하여 다양한 타겟 영역별 긴급 안전 서비스를 구현하는 방안 등을 고려할 수 있다.

References

[1] IEEE Std 1609.4-2016, “*IEEE Standard for Wireless Access in Vehicular Environment (WAVE) - Multi-Channel Operation*,” 2016.

[2] IEEE Std. 802.11-2007, *Part 11: Wireless LAN Medium Access Control(MAC) and Physical Layer(PHY) Specification*, IEEE, Jun. 2007.

[3] K. Tang and M. Gerla, “MAC reliable broadcast in ad hoc networks,” *IEEE MILCOM 2001*, vol. 2, pp. 1008-1013, 2001.

[4] D. Kim, I. Yeom, and T. J. Lee, “Receiver-driven broadcast for vehicular applications,” *IEEE VNC 2017*, pp. 239-242, 2017.

[5] X. Ma, et al., “Design and analysis of a robust broadcast scheme for VANET safety-related services,” *IEEE Trans. Veh. Technol.*, vol. 61, no. 1, pp. 46-61, Jan. 2012.

[6] M. Barradi, et al., “Highway multihop broadcast protocols for vehicular networks,”

IEEE ICC, Ottawa, ON, Canada, Jun. 2012.

[7] SAE International, “*Dedicated short range communications(DSRC) message set dictionary*,” SAE J2735, 2016.

[8] IEEE 802.11 WG, “*Part 11: Wireless LAN Medium Access Control(MAC) and Physical Layer(PHY) Spec., Amendment 6: WAVE, IEEE Std 802.11p-2010*,” 2010.

[9] C. Campolo, A. Vinel, A. Molinaro, and Y. Koucheryavy, “Modeling broadcasting in IEEE 802.11p/WAVE vehicular networks,” *IEEE Commun. Lett.*, vol. 15, no. 2, pp. 199-210, Feb. 2011.

[10] D. Jeong, “Delay analysis of event-driven emergency messages in IEEE 1609.4 multi-channel operation,” *J. KICS*, vol. 45, no. 01, Jan. 2020.

[11] J. Zheng and Q. Wu, “Performance modeling and analysis of the IEEE 802.11p EDCA mechanism for VANET,” *IEEE Trans. Veh. Technol.*, vol. 65, no. 4, pp. 2673-2687, Apr. 2016.

정 대 인 (Dae-In Jeong)



1984년 2월 : 서울대학교 제어계
측공학과 졸업
1986년 2월 : 서울대학교 제어계
측공학과 석사
1997년 8월 : Polytechnic Univ.
전기공학 박사
2000년 9월~현재 : 한국외국어대
학교 컴퓨터공학부 교수

<관심분야> 센서네트워크, VANET, 인터넷프로토콜
[ORCID:0000-0002-2970-7873]