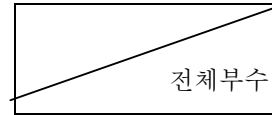


2009년 12월

09ZR1610-01-5132P



# 비/저활용 대역 소출력 무선기기용 전송기술 개발

Development of Transmission Technology for Wireless Device with Low  
Output Power over Un/Low-used Frequency Bandwidth

# 인 사 말 씀

밀리미터파 대역에 대한 새로운 주파수 자원을 개척하여 HDTV를 케이블, 위성방송 셋톱박스, 게임콘솔, DVD플레이어, 캠코더 및 이동식 멀티미디어 장비와 무선으로 연결시키는 전송 기술 개발을 위하여 세계적인 대기업들이 국제 표준화 공동 협력 및 기술 개발 경쟁을 벌이고 있는 상황입니다. 국내 산업체들은 관련 기술 개발에 대한 필요성을 느끼나 적극적이고 체계적인 핵심기술 개발이 이루어지지 않는 상황이므로 국내 기술 개발 역량을 집중시키며 해외 기업등과 효과적으로 기술 경쟁에 대응할 수 있는 구심체가 필요합니다.

이러한 시기에 적절하게 수행된 “비/저활용 대역 소출력 무선기기용 전송기술 개발” 과제는 비/저활용 비허가 주파수(24, 60, 70GHz) 대역 근거리 무선 환경에서 대용량의 멀티미디어 정보를 무선 전송하기 위한 소출력 무선기기용 10Gbps급 무선 전송 원천 기술 개발이 최종 목표입니다. 당해년도에는 비저활용 대역 3Gbps급 채널 부호화/복호화 및 고속 QoS MAC 일부 원천 기술의 국제 표준 규격 ISO/IEC 13156 반영을 통한 완성도 및 원천성을 입증하였습니다. 비저활용 대역 3Gbps급 채널 부호화/복호화 및 고속 QoS MAC 무선전송기술은 미래 과학 기술 선도로 고부가가치 국가 산업 경쟁력 강화가 기대되며, 도장 두께 측정, 정밀 위치 인식 등의 기술 활용을 통한 IT-조선과 IT-자동차 등 타 산업으로의 응용 가능성이 높다고 하겠습니다.

끝으로, 본 연구에 참여한 연구원과 위탁기관 관계자 여러분의 노고를 치하하며, 본 연구가 원활히 수행될 수 있도록 지원해 주신 관계자 여러분들께 깊은 감사의 말씀을 드립니다.

2009년 12월

한국전자통신연구원 원장 김 홍 남

# 제 출 문

본 연구보고서는 주요사업인 " 비/저활용 대역 소출력 무선기기용 전송기술 개발 에 관한 연구"의 결과로서, 본 과제에 참여한 아래의 연구팀이 작성한 것입니다.

2009년 12월

연구책임자 : 책임연구원 이우용 (한국전자통신연구원)

연구참여자 : 책임연구원 한기철 (한국전자통신연구원)

선임연구원 홍승은 (한국전자통신연구원)

선임연구원 김용선 (한국전자통신연구원)

연구 원 김경표 (한국전자통신연구원)

# 요 약 문

## 1. 제목: 비/저활용 대역 소출력 무선기기용 전송기술 개발

## 2. 연구의 목적 및 중요성

### 1) 연구의 목적

비/저활용 비허가 주파수(24, 60, 70GHz) 대역 근거리 무선 환경에서 대용량의 멀티미디어 정보를 무선 전송하기 위한 소출력 무선기기용 10Gbps급 무선 전송 원천 기술을 개발하는 것을 최종 목표로 하고, 당해년도는 3Gbps급 채널 부호화/복호화 기술 및 고속 QoS MAC 처리 기술 연구를 목적으로 함.

### 2) 연구의 목표

- 3Gbps급 채널 부호화/복호화 기술 연구
- 3Gbps급 고속 QoS MAC 처리 기술 연구

### 3) 연구의 중요성

- 밀리미터파 대역에 대한 새로운 주파수 자원을 개척하여 HDTV를 케이블, 위성방송 셋톱박스, 게임콘솔, DVD플레이어, 캠코더 및 이동식 멀티미디어 장비와 무선으로 연결시키는 전송 기술 개발을 위하여 Intel, Philips, Motorola, IBM, SiBeam, NICT, Sony 등 세계적인 대기업들이 국제 표준화 공동 협력 및 기술 개발 경쟁을 벌이고 있는 상황임
- 국내 산업체들은 관련 기술 개발에 대한 필요성을 느끼나 적극적으로 체계적인 핵심기술 개발이 이루어지지 않는 상황이므로 국내 기술 개발 역량을 집중시키며 해외 기업등과 효과적으로 기술 경쟁에

대응할 수 있는 구심체가 필요함.

- 밀리미터파 대역 Gigabits 무선 LAN 용 전송 시스템 개발 분야는 3G 이동 기술, IMT-advanced, Nomadic Wireless Access 기술 개발 등 그동안 쌓아올린 역량으로 볼 때 세계 Gigabits 무선 전송 시스템 기술과 격차를 없앨 수 있을 뿐 아니라 해외 기술을 선도할 수 있는 국가 기술 경쟁력을 키울 수 있는 시점으로 판단됨.

### 3. 연구의 내용 및 범위

- 비/저활용 비허가 대역 채널에 적합한 채널 부호화 기술 연구
- 비/저활용 비허가 대역 채널에 적합한 복호화 기술 연구
- 비/저활용 비허가 대역 채널 부호화 기법에 대한 성능 분석 연구
- 비/저활용 비허가 대역 고속 QoS MAC 처리 기법 연구
- 비/저활용 비허가 대역 MAC 시뮬레이터 개발
- 비/저활용 비허가 대역 고속 QoS MAC처리 기법에 대한 성능 분석 연구

### 4. 연구결과

- 비/저활용 비허가 대역 채널에 적합한 채널 부호화 기술 연구
  - ✓ 3Gbps급 RS 채널 부호화 기술 분석서
  - ✓ 3Gbps급 LDPC 채널 부호화 기술 분석서
- 비/저활용 비허가 대역 채널에 적합한 복호화 기술 연구
  - ✓ 3Gbps급 RS 채널 복호화 기술 분석서
  - ✓ 3Gbps급 LDPC 채널 복호화 기술 분석서
- 비/저활용 비허가 대역 채널 부호화 기법에 대한 성능 분석 연구
  - ✓ 3Gbps급 채널 부호화/복호화 시뮬레이터 개발
  - ✓ 3Gbps급 채널 부호화/복호화 성능분석서
- 비/저활용 비허가 대역 고속 QoS MAC 처리 기법 연구

- ✓ 비/저활용 대역 QoS MAC 기술 분석서
- 비/저활용 비허가 대역 MAC 시뮬레이터 개발
  - ✓ 비/저활용 대역 MAC 시뮬레이터 프로그램
- 비/저활용 비허가 대역 고속 QoS MAC처리 기법에 대한 성능 분석 연구
  - ✓ 비/저활용 대역 고속 QoS MAC 성능분석서

## 5. 활용에 대한 건의

- 고속 무선 망에서 QoS를 고려한 MAC 알고리즘을 이론에 기반하여 분석함으로써 논리적 근거를 제시
- 논리적 근거를 기반으로 목적함수에 알맞은 슈퍼프레임의 크기를 찾을 수 있는 기반 자료로 활용
- 최근 비/저활용 대역 무선 전송 첨단기술로 IEEE802에서 국제 표준화가 진행되고 있는 고정 및 도보 이동의 개인 단말 초고속 전송 기술은 미개척 스펙트럼에 대한 활용 증대와 신규 시장 규모가 매우 클 것으로 기대 됨에 따라 선진국들 사이에 개발경쟁이 치열하므로 관련 원천기술, 후속 표준기술 및 관련 제품 개발 위한 종합적인 대책 마련과 지원이 필요함.

## 6. 기대효과

- IEEE 802.15.3c WPAN MAC 표준안 선도 기술 확보로 국가 산업 경쟁력 확보
- 학연 연계를 통한 주요 핵심 기술을 축적하여 국제 기술표준 협상에서 우위선점
- 국내 Multi-Gigabit 무선 전송 기술 및 관련 칩셋 세계최초 기술개발은 세계 무선 Gigabits 기술과 격차를 없앨 수 있을 뿐 아니라 관련 분야에서 선진국 기술을 선도함으로써 국가 경쟁력 강화.

ABSTRACT

I . TITLE

II . THE OBJECTIVES

III. THE CONTENTS AND SCOPE OF THE STUDY

IV. RESULTS

V . EXPECTED RESULT & PROPOSITION

CONTENTS

CHAPTER 1

CHAPTER 2

SECTION 1

1.

a.

1)

a)

CHAPTER x.

<Table 1>

<Table 2>

<Table 3>

<Table 4>

.

.

<Figure 1>

<Figure 2>

<Figure 3>

<Figure 4>

.



# 목 차

제 1 장 서 문.....	7
제 2 장 고속 데이터 전송을 위한 MAC 기술 동향.....	9
제 1 절 802.15.3 MAC.....	9
제 2 절 802.15.3b MAC 기술 개요.....	30
제 3 절 802.11.n MAC.....	오
<b>류! 책갈피가 정의되어 있지 않습니다.24</b>	
제 3 장 IEEE 802.15.3c MAC.....	27
제 1 절 전송모드와 안테나 타입.....	28
제 2 절 운영 절차(Operation Procedures).....	28
제 3 절 프레임 포맷.....	31
제 4 절 슈퍼프레임과 비컨프레임 구조.....	32
제 5 절 국내외 연구동향 및 시장규모.....	33
제 4 장 무선네트워크에서 지향성 안테나를 사용한 자원할당 기술.....	38
제 1 절 연구배경 및 기존연구.....	38
제 2 절 시스템 모델.....	39
제 3 절 목적함수.....	42
제 4 절 이론적인 성능 분석.....	44
제 5 절 제안하는 알고리즘.....	47
제 6 절 성능 측도.....	53
제 7 절 모의실험 결과.....	55
제 5 장 IEEE 802.15.3c 경쟁 구간에서의 지향성 안테나를 사용한CSMA/CA 분석.....	64
제 6 장 결론.....	67
참고문헌.....	68

# 그림 목차

그림 1. 무선기술의 발전 추이.....	7
그림 2. 802.15.3 피코넷 topology.....	9
그림 3. 부모/자식/이웃 피코넷.....	10
그림 4. 802.15.3 프로토콜 스택.....	11
그림 5. 802.15.3 슈퍼프레임 구조.....	12
그림 6. 슈퍼프레임에서 CAP 구조.....	13
그림 7. CAP에서 CSMA/CA.....	13
그림 8. 슈퍼프레임에서 CTA.....	14
그림 9. 동적 GTS와 Pseudo-static GTS.....	15
그림 10. 부모 피코넷과 자식 피코넷의 슈퍼프레임 관계.....	16
그림 11. 부모 피코넷과 이웃 피코넷의 슈퍼프레임 관계.....	17
그림 12. 802.15.3b 프로토콜 스택.....	21
그림 13. 다중 프레임 연결 구조.....	25
그림 14. 프레임 패킹 구조.....	25
그림 15. 다중 프레임 전송 메커니즘.....	26
그림 16. DEV와 PNC사이의 빔 성형 방법.....	29
그림 17. DEV와 DEV간의 빔 성형 방법.....	30
그림 18. 802.15.3c 프레임 포맷.....	32
그림 19. IEEE 802.15.3c 슈퍼프레임 구조.....	32
그림 20. IEEE 802.15.3c 비컨프레임 구조.....	33
그림 21. 지향성 안테나를 사용하는 경우의 4가지 배타영역을 결정하는 반경.....	42
그림 22. 제안하는 알고리즘: MIMCT.....	49
그림 23. 한 예제.....	54
그림 24. 시뮬레이션으로 얻은 알고리즘 적용의 한 예.....	58
그림 25. 수율 비교.....	61
그림 26. 평균지연 비교.....	61
그림 27. 링크 효율성과 채널 점유율 비교.....	62
그림 28. 전송된 그룹의 비와 전송되지 못한 플로우의 비 비교.....	62
그림 29. Beamwidth에 따른 수율과 전송된 그룹의 비 비교.....	63

그림 30. 예제로 본 802.15.3c의 CSMA/CA 과정.....	64
그림 31. Markov chain 모델.....	65

# 표 목차

표 1. ACK Policy 필드.....	19
표 2. 멀티캐스트 프리미티브의 파라미터.....	21
표 3. 시간 동기화 프리미티브 파라미터.....	22
표 4. ACK Policy 필드.....	23
표 5. 802.11 무선랜 표준안 비교.....	24
표 6. 전송모드와 안테나 타입.....	28
표 7. 802.15.3c 운영절차.....	29
표 8. 802.15.3c 기본 프레임 포맷.....	31
표 9. 산업 파급효과 분석.....	37
표 10. 모의실험에 사용한 파라미터들 .....	52
표 11. MIMCT 시뮬레이션 코딩의 일부.....	57
표 12. 성능 비교.....	59

## 제1장 서론

최근 전 세계적으로 주파수 자원의 부족을 해소하기 위한 해결책으로 비/저활용 밀리미터파 대역에 대한 사용 방안이 비허가 또는 ISM 대역으로 할당되면서 관심이 집중되고 있다. IEEE 802.15.3c 표준 기술은 비활용 주파수인 57~64GHz 대역에 대한 주파수 자원을 개척하여 HDTV급 신호를 케이블, 위성방송 셋톱박스, 게임콘솔, DVD플레이어, 캠코더 및 이동식 멀티미디어 장비를 무선으로 연결시키는 전송 기술이며, Muti-Gbps급 Wireless LAN, Wireless PAN, Wireless SAN(System Area Network) 등에 적용될 차세대 시장을 창출할 수 있는 무선 전송 표준기술이다. [그림 1]은 무선기술의 발전 추이를 나타내고 있다.

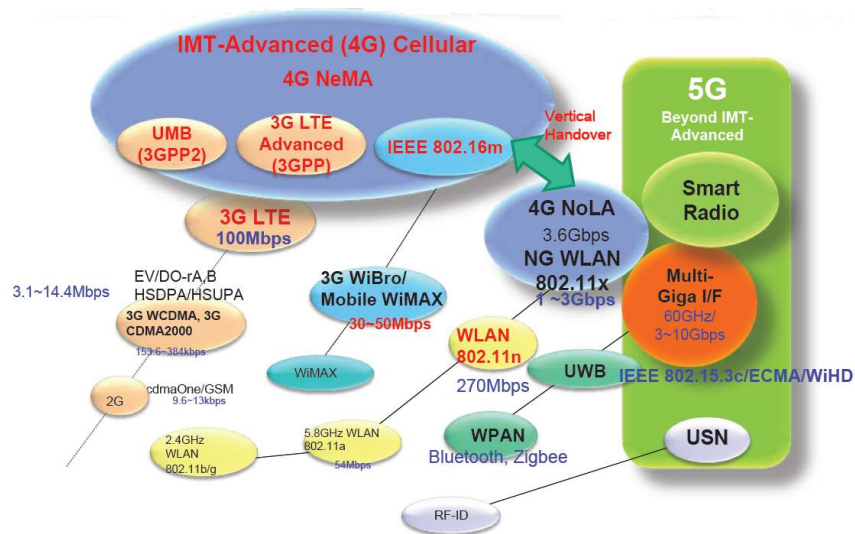


그림 1. 무선기술의 발전 추이

밀리미터파 대역 채널 특성은 다음과 같다.

- 밀리미터파(60GHz) 대역 채널 특성
- 장 점
  - 반송파 주파수가 높기 때문에 허용 주파수 대역폭이 크므로 높은 데이터 전송률을 얻을 수 있음.
  - 직진성이 강해 주변 간섭에 매우 강하고, 짧은 전파 거리로 보안성이 뛰어나.

이는 무선랜 사용시에 취약한 보안문제를 해결할 수 있음.

- 신호의 98%가 대기 중의 산소 분자에 흡수되는 현상 때문에 동일 채널 간섭 확률이 작아짐.
- 60GHz 대역 주파수는 무선링크의 거리가 길어짐에 따라 주파수의 방사 전력이 주변의 다른 60GHz링크에 간섭을 주지 않을 정도로 낮아지게 되어 근접한 위치에서 동일한 주파수를 재사용할 수 있으므로 경제적인 시스템 구성이 가능함.
- 파장이 짧기 때문에 안테나 및 RF 송수신기의 소형화/경량화가 가능함.
- 저전력을 사용하므로 무선신호가 인체에 미치는 영향이 작음.
- 단 점
  - 산소 분자에 의한 흡수 및 강우에 의한 감쇄현상으로 인해 전파거리가 짧음.
  - 직진성의 특징으로 인해 가시거리(Line of Sight)가 확보되어야 하는 문제점이 있음.
  - 먼 거리의 장치와 통신하기 위해서는 큰 감쇄를 극복하기 위해 소모되는 전력이 매우(보완점: 지향성 안테나 사용)큼

## 제1절 국내외 연구동향 및 시장규모

### 제1항 국내·외 기술개발 현황

#### 가. 국내 기술개발 현황

- 정부정책기조: 지난 2006년 7월 구 정보통신부가 57GHz에서 64GHz에 걸친 7 GHz의 주파수 대역을 무선 통신용으로 할당하였고 2007년 4월에는 이에 대한 기술 기준이 완료되었다.
- 국책연구소: ETRI에서 60GHz mmWave WPAN 표준안을 제출하였으며, 2007년부터 시작된 국책 과제를 통하여 모뎀과 MAC 및 PAL에 대한 기술 개발과 시험 시스템 및 칩셋을 제작하고 있다.
- 산업계: 삼성기술원에서는 60GHz 대역을 이용하여 150Mbps 정도의 속도를 제공하는 OFDM기반의 구내 무선 통신을 위한 송수신 시험 시스템을 개발하였다. LG 전자는 꾸준히 IEEE 802.15.3c WPAN 표준화에 참여하고 있으며, 60GHz mmWave WPAN을 위한 OFDM 전송 방식의 제안서를 제출하였고 관련 기술 구현을 위한 연구를 진행하고 있다.
- 국내 학·연을 중심으로 InP나 GaAs 등 화합물 반도체를 이용한 60GHz RF

MMIC 및 RoF(Radio on Fiber)용 광전소자 등 기지국 및 단말용 RF Transceiver, 부품 시험용 테스트 베드 개발 및 일부 표준화 활동을 진행하고 있으나, Multi-Gigabit 무선 전송 시스템 개발은 이루어지지 않다.

- 학계: 인하대학교는 ETRI와 공동으로 60GHz mmWave WPAN에 관한 기반 연구를 수행하고 있음.
- 특허출원 현황 및 전망: ETRI는 60GHz mmWave WPAN을 위한 정보통신 전송 방법 및 응용에 대한 다양한 특허를 출원하였다. ETRI와 삼성전자는 IEEE 802.15.3c/ECMA international 에 표준 제안 과제에서 모뎀, MAC, 응용에 대한 무선 통신장치 및 방법에 대한 표준 특허를 계속 출원 중이며 표준 규격이 마무리 단계에 있다.
- 밀리미터파 (57~64GHz) 대역의 Gigabits 무선 LAN 시스템에서 필요로 하는 부품은 저가형 CMOS RFIC, 1.5 ~ 5.0 Gbps 급 초고속 CMOS AD/DAC, On Chip 배열 안테나 부품으로 관련 분야의 연구 개발이 미흡한 실정이다.

#### 나. 국외 기술개발 현황 및 전망

- 주요국가의 정책기조: 밀리미터파 대역에 대한 사용 방안이 비허가 또는 ISM 대역으로 할당되면서 관심이 집중되고 있다.
- 미국의 경우 1994년 FCC는 59~64GHz 주파수 대역을 허가 없이 사용할 수 있는 저전력장치에 할당하였고 1997년과 2000년 규칙 개정을 통해 주파수 대역을 57~64GHz 대역으로 확장하였다.
- 일본과 캐나다, 유럽 등도 이러한 국제 주파수 정책에 발맞추어 빠르게 대응하고 있다.
- 밀리미터파 대역에 대한 표준화 동향을 살펴보면, 유럽의 ETSI/BRAN(무선 LAN 응용), 북미의 IEEE802(무선 PAN/LAN 응용, 사실상 국제 표준(de-facto international standard), ISO 21216(ITS 통신 응용)이며, 현재 가장 활발히 진행되고 있는 시스템 기술 표준화 단체는 IEEE802이다.
- 나라별 기술동향:
  - 60GHz 대역에 대한 새로운 주파수 자원을 개척하여 HDTV를 케이블, 위성방송 셋탑박스, 게임콘솔, DVD 플레이어, 캠코더 및 이동식 멀티미디어 장비와 무선으로 연결시키는 전송 기술 개발을 위하여 Intel, Philips, Motorola, IBM, Sibeam, NICT, Sony 등 세계적인 대기업들이 국제 표준화 공동 협력 및 기술 개발 경쟁을 벌이고 있다.
  - 유럽은 독일 정부 주도의 약 1500만 유로 (300억 원) 규모의 WIGWAM (Wireless Gigabit with Advanced Multimedia Support) 프로젝트와 프랑스

주도의 BroadWay 프로젝트를 진행시켜 비/저활용 대역에서 Multi-Gigabit 무선 전송 기술 및 부품 개발을 진행 중이다. (출처: www.wigwam-project.com) IST BROADWAY Project 시험 시스템은 현재의 5 GHz 대역의 고주파수 효율의 HIPERLAN/2 OFDM과 57~66 GHz 대역의 ad-hoc 확장인 HIPREERSPOT을 동시에 구현할 수 있는 이중 (dual) 주파수 시스템을 제안하는 것을 목표로 기술 개발을 진행하고 있다.

- 미국은 최초로 FCC의 인증을 받은 2000년대 초 Massachusetts주에 있는 Harmonix Corporation의 GigaLink라는 장비로 622Mbps의 속도로 점대점 (point-to-point) 데이터 전송을 할 수 있는 시스템을 개발하였다.
- 일본의 NEC 시험 시스템은 60 GHz 대역을 이용하여 최대 1.5 Gbps 전송률로 송수신할 수 있는 시스템을 구현하기 위하여 1394 Chip Set를 이용하였다. 변조 방식은 ASK 방식으로 채널 대역폭을 최대 2.5 GHz 를 사용하였으며 변복조기를 모두 MMIC로 구현하였다. OKI와 CRL 시험 시스템은 60 GHz 대역을 이용하여 최대 622 Mbps 무선 송수신 시스템을 시험하기 위하여 155.52 Mbps의 시험 시스템을 구현하였다.

## 제2항 밀리미터파 대역에 기반한 MAC 계층에서의QoS 관련 연구 동향

- 높은 전송률을 필요로 하는 WPAN에서 자원을 할당하는 문제를 다룬 연구들이 최근 다루어지고 있다.
- 60GHz 대역에서 지향성 안테나를 사용하여 공간을 재활용함으로써 인해 서비스 품질을 보장하고자 하는 연구들이 있다.
- 현재까지는 mmWave 기반 MAC 계층 QoS 관련 연구는 활발히 이루어지고 있지 않은 상태이므로 이 분야에 대한 연구가 필요하다고 판단된다.

## 제3항 시장규모

- 밀리미터파 무선통신 분야에 대규모 연구투자가 이루어지고 있는 배경은 이 분야의 막대한 시장규모 때문이다. 중국을 비롯한 아시아권의 급속한 산업발전에 따라, 무선통신 분야의 투자 또한 급속도로 증가할 것으로 추정된다.
- 밀리미터파 대역에서 안정적으로 동작하는 각종 소자와 이를 집적한 MIMIC 전력증폭기, 저잡음 증폭기, 혼합기 및 발진기 등 필수부품의 설계 및 제작기술과 무선통신시스템 구현 기술의 사업화는 재원으로서의 수익 창출이 예상된다.
- 밀리미터파 차량 레이더는 ITS 및 밀리미터파 분야에서 시장도입 및 확산이



가장 빠른 시스템중의 하나로 평가되고 있으며, 향후 세계시장규모가 2010년 경에는 11조원에 이를 것으로 전망된다.

- 우리나라에서 서비스(용도)와 기술을 지정하지 않고 주파수를 분배하는 첫 사례인 밀리미터파 기반 비즈니스는 아이디어 경쟁의 장이 될 전망이다. 밀리미터파는 고속데이터 통신은 가능하되 전파가 멀리 가지 않는다는 특성이 있으므로 건물 안, 지능형 교통시스템 (ITS) 기반 노변통신, 대학 캠퍼스 등 점대점 (P2P) 고정통신의 백본망으로 활용가치가 높다.
- UWB시장은 향후 PC주변기기, 휴대폰과 같은 개인휴대기기와 TV, AV기기 등 가전제품에 장착될 전망으로 이의 세계시장은 2010년도에 약 1조3천억원 규모의 시장이 예상 (ABIresearch사, 2005년)되며, 국내시장은 세계시장의 25%인 약 3,180억원의 시장이 형성 (ETRI, 2005년)될 것으로 예측된다.
- 60GHz 밀리미터파 대역 시장전망은 세계적으로 2010년까지 약52억불의 시장이 형성될 것으로 전망되며, 이 중에서 우리나라는 세계시장의 1.5%인 8천만불 수준의 국내 관련 장비가 생산될 것으로 보인다. 향후 WPAN 표준화가 완료되는 2008년 이후에는 급격한 시장 성장이 예상된다.

#### 가. 국내시장 현황 및 전망

- Gbps급 WPAN 구성을 위해 60GHz 기술을 채택할 것으로 예상되는 제품을 대상으로 예측한 WPAN 세계 시장의 규모는 2007년 약 1억 달러, 2011년 약 12억 달러로 추산된다. (출처: ABIresearch, 2006a)
- 60GHz 대역 무선 통신기술을 활용한 WPAN의 시장규모는 2009년 약 7.6억 달러, 2011년에는 약 12억 달러로 연평균 79%의 성장률을 보여, 2013년에는 49억 달러 규모가 될 것이라고 예상된다.

#### 나. 국외 시장 현황 및 전망

- 60GHz 대역 칩셋 시장은 2008년 45만개의 생산을 시작으로 2008~2012년 동안 연평균 428% 성장을 통해 2012년에는 3.48억 개의 생산이 이루어질 것으로 전망되며, 생산액은 연평균 273% 성장을 통해 2008년 717만 달러 규모에서 2012년 13.9억 달러 시장을 형성할 것으로 전망된다. (출처: ABIresearch의 Ultra Wideband: Standards, Technology, OEM Strategy and Markets, 2005년)
- 대용량 데이터 전송을 위해 밀리미터파 기술을 채택할 것으로 예상되는 위의 제품을 대상으로 예측한 WPAN 세계 시장의 규모는 2008년 약 2.5억 달러, 2012년 약 10.7억 달러로 추산되고 있다. (출처: ABIresearch,

2006)

- 제품별로는 휴대전화, 노트북, 휴대용 음악 재생기가 가장 큰 시장을 구성할 것으로 예상되며, 홈 오디오, 스캐너 등은 시장이 작을 것으로 예상된다. removable memory와 외장형 HDD는 2011년까지 그 시장이 그리 크지는 않으나 높은 성장률을 보일 것으로 예상된다.
- 지역별로는 아메리카 지역이 가장 큰 시장으로 존재하여 2009년에 칩 셋의 판매량이 0.13억 개에서 2013년에 1.03개로 103%의 성장률을 보일 것으로 예상되며, 아시아-태평양 지역 역시 2009년 14만개에서 2103년 9,000만개로 시장이 급속히 성장할 것으로 예상된다. (출처: ABIresearch, 2006)

**다. 시장규모**

구 분	현재의 시장규모	예상되는 시장규모
세계시장 규모	약 20억 달러	( 2010 년 ) 52억 달러
한국시장 규모	표 8 참조	( 2013 년 ) 표 8 참조

(단위: 억 원 명)

구분	2009	2010	2011	2012	2013	합계
생산 유발효과	871.9	1620.3	2206.5	4914.5	10698.6	20440.5
부가가치 유발효과	338.2	630.6	859.4	197.6	4178.4	7972.2
고용 창출효과	310.1	586.1	801.5	1802.1	3941.7	7477.8

표 9. 산업 파급효과 분석 (출처: ETRI 이동통신기술기획팀 자료)

세계적인 대기업들이 IEEE 802.15.3c 표준기술의 초보적인 단계에서 국제 표준화 협력과 기술개발 경쟁을 벌이고 있는 상황이며, 2010년경에는 60GHz mmW-WPAN은 다양한 응용에 걸쳐 이용될 것으로 예상된다. 현재 IEEE 802.15.3c에서의 표준안 기호가 주로 PHY 표준 초안을 만드는 데에만 집중되고 있다. 따라서, 이번 연구를 통해 IEEE 802.15.3 MAC과 호환성을 유지하면서 1Gbps급 고속 데이터 전송을 지원하는 IEEE 802.15.3c MAC 알고리즘을 연구하고 그 성능을 검증하는 것을 목적으로 한다.

우선 고속 무선 망 중 하나인 IEEE 802.15.3c WPAN에서의 MAC 알고리즘을 제안하는데, 802.15.3c의 피코넷에서의 채널타임 (Beacon, Contention Access Period (CAP), 그리고 Channel Time Allocation Period (CTAP)로 구성된 슈퍼프레임 구조)중에서 CTAP의 channel time allocation (CTA) 구간의 스케줄링을 고려한다. 효율을 높이기 위한 한 방안으로 지향성 안테나를 사용한다. 현재는 QoS를 고려한 스케줄링 중 전송지연과 수율을 목

적합수로 하여 그 목적함수가 각각 최소와 최대가 되도록 CTA 구간을 할당해주는 알고리즘을 제안하고 분석 중에 있다. 이 알고리즘에서는 지향성 안테나를 사용하여 공간을 활용한 동시전송을 고려하였다. 모의실험을 통해 제안한 알고리즘의 평균 지연시간, 수율, 채널 점유율, 그리고 link utility등을 알아보고 기존의 방법과 비교하였다.

본 보고서에서는 1장 서론에 이어, 2장에서는 고속 데이터 전송을 위한 QoS MAC 기술을 정리하고 무선 네트워크에서 지향성 안테나를 사용한 QoS 자원할당 알고리즘을 제안하고 성능을 분석하였다. 3장에서는 비/저활용 대역 WPAN 시스템을 위한 LDPC 설계 및 구현과 관련해서, Quasi-Cyclic LDPC 코드의 개요 및 IEEE 802.15.3c 표준에 포함된 LDPC (1440, 1344) 코드의 BER 성능과 알고리즘 검증 내용을 요약하였다. 4장 및 부록에서는 연구개발 결과를 요약하였으며, 향후 활용 방안 등에 대해 언급하였다.

## 제2장 고속 데이터 전송을 위한 QoS MAC 기술

### 제1절 IEEE 802.15.3 MAC

#### 제1항 네트워크 topology

802.15.3 네트워크 토폴로지는 피코넷을 기반으로 구성된다. 피코넷은 많은 수의 디바이스들이 (Devices: DEVs) 에드혹 네트워크를 구성하여 단대단 (Peer to Peer: P2P) 방식으로 정보를 교환하는 무선 데이터 통신시스템이다. 따라서, 피코넷은 미리 계획되어 설계되는 것이 아니라 네트워크가 필요할 때 형성되며, 피코넷 내부의 디바이스들은 자유롭게 네트워크에 접속하거나 이탈한다. 또한 네트워크 내에서 수시로 위치를 변경함에 따라, 네트워크 토폴로지도 이에 따라서 수시로 변경된다. 802.15.3 피코넷은 사람이나 개체를 중심으로 최소 10m 이상, 최대 70m 이하의 작은 영역으로 그 범위가 한정된다는 점에서 다른 네트워크와 구분된다.

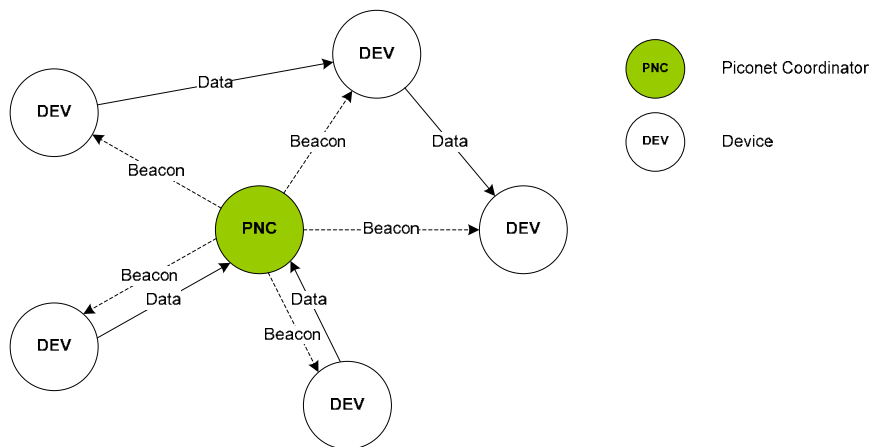


그림 2. 802.15.3 피코넷 topology

802.15.3 피코넷은 하나의 디바이스가 비컨 (Beacon)이라 불리는 제어 메시지를 전송하는 PNC (Piconet Coordinator) 역할을 담당하게 되면서, 2.4GHz ISM (Industrial, Science, and Medical) 대역에서 5개의 채널 (Channel) 중 하나를 선택하며 형성된다. PNC는 비컨을 통해 시간정보를 제공하여 네트워크의 동기화를 유지한다. 또한 PNC는 채널 접근제어, QoS (Quality of Service) 요구사항 보장, 연결수락 처리 및 디바이스들간의 연결을 위한 타임슬롯 선언을 수행한다. 디바이스들은 PNC와 연결되어 피코넷을 구성하고, 비컨으로부터 채널접근 정보를 획득하여 데이터를 전송한다. [그림 2]는 802.15.3 피코넷

의 구성 요소를 도식화한 것이다.

[그림 2]와 같이 여러 피코넷들은 서로 결합하여 보다 넓은 영역에서 많은 디바이스를 포함하는 네트워크를 구성할 수 있다. 또한 같은 채널 주파수를 공유하여 공동으로 존재할 수 있다. 이때 기존에 존재하는 피코넷을 부모 피코넷 (Parent piconet)이라 하고, 새롭게 추가되는 피코넷은 결합 형태에 따라 자식 피코넷 (Child piconet) 또는 이웃 피코넷 (Neighbor piconet)이라 한다. [그림 3]은 부모 피코넷, 자식 피코넷, 그리고 이웃 피코넷의 구성을 도식화한 것이다.

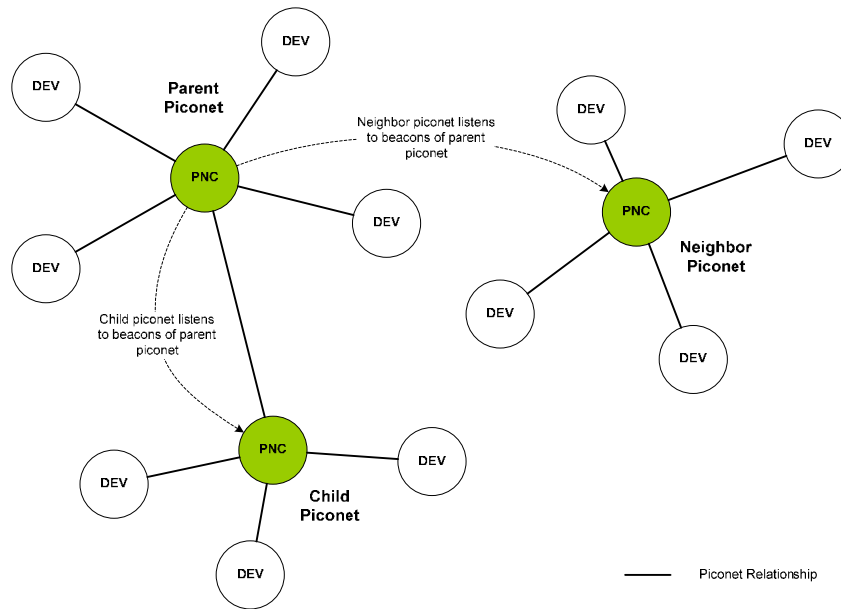


그림 3. 부모/자식/이웃 피코넷

피코넷은 자식 피코넷을 구성하여 그 영역을 확장하고, 지원 가능한 디바이스의 수를 증가시키며, 일부 작업을 자식 피코넷에 이양할 수 있다. 이때 기존 피코넷을 부모 피코넷이라고 한다. 자식 피코넷은 형성될 때 별도의 피코넷 ID (PNID)를 부여 받아 사용하며, 부모 피코넷에 독립적인 기능을 주로 처리한다. 이에 따라 자식 PNC는 부모 PNC를 제외한 자식 피코넷의 구성, 인증, 보안 및 응답 등을 조정한다. 자식 피코넷과 연결된 디바이스는 부모 피코넷과 마찬가지로 자식 피코넷 내부의 다른 디바이스들과 통신이 가능하다. 하지만 부모 피코넷과 자식 피코넷의 간섭을 피하기 위해 부모 PNC가 GTS (Guaranteed Time Slot)을 할당하거나 또는 자식 피코넷의 타임슬롯을 예약할 경우에만 채널접근이 가능하다. 따라서 자식 피코넷의 디바이스는 할당된 GTS에서만 데이터 교환이 가능하다. 자식 피코넷의 PNC는 부모 피코넷의 구성요소에 포함되어 부모 피코넷과 자식 피코넷의

DEV에 모두 통신이 가능하다.

피코넷은 이웃 피코넷을 구성하여 부모 피코넷이 될 수 있다. 이웃 피코넷은 무선 주파수 채널에 더 이상 여유가 없을 때 서로 다른 피코넷들이 주파수를 공유하여 네트워크를 구축하기 위해 형성된다. 이웃 피코넷은 자식 피코넷과 같이 별도의 PNID를 획득하여 사용하고, 부모 피코넷에 독립적인 기능을 주로 처리한다. 이에 따라 이웃 PNC는 부모 PNC를 제외한 이웃 피코넷의 구성, 인증, 보안 및 응답 등을 조정하고, 부모 피코넷으로부터 GTS를 할당 받아 채널접근을 수행한다. 하지만 자식 PNC와는 달리, 이웃 PNC는 부모 피코넷의 구성 요소가 아니다. 이웃 PNC는 부모 피코넷에 연결요청 및 해지, CTR (Channel Time Request), 그리고 인증만을 허용한다.

### 제2항 프로토콜 스택

[그림 4]와 같이 802.15.3 프로토콜 스택 (Protocol stack)은 FCSL (Frame convergence sublayer), MAC 부분계층, PHY 부분계층 등 여러 계층으로 나누어 볼 수 있으며, 특히 MAC 부분계층과 PHY 부분계층은 각각 MLME (MAC sublayer management entity)와 PLME (PHY sublayer management entity)를 포함한다. 또한 MAC의 동작을 위해 각 디바이스들은 DME (Device management entity)를 포함하여야 한다.

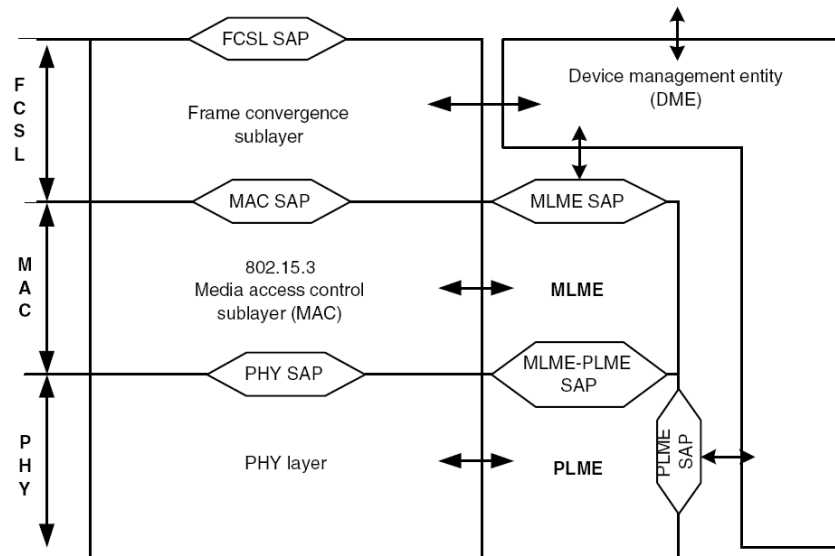


그림 4. 802.15.3 프로토콜 스택

각 부분계층들의 역할을 살펴보면 FCSL은 802.2, 1394, 그리고 USB과 같은 다양한

프로토콜에 대한 프레임 다중화 (Multiplexing)을 지원한다. MAC 부분계층은 연결수락 처리, 채널접근 제어, 채널시간 관리, 채널 동기화, 단편화 (Fragmentation) 및 역단편화 (Defragmentation), 응답 및 재전송, 동적 채널할당, 그리고 전력관리 등을 수행하며, PHY 부분계층은 PHY 사양 (Specification)을 제공한다. 이때 DME와 MLME 및 PLME는 각 부분계층을 관리하기 위한 인터페이스를 제공하며, SAP (Service access point)를 통해 상호작용을 수행한다. 802.15.3 표준에서 MAC SAP, PHY SAP, MLME SAP, MLME-PLME SAP 등은 명시적으로 정의되어 있으나, MAC과 MLME 사이의 인터페이스나 PHY와 PLME 사이의 인터페이스와 같은 상호작용은 명확하게 정의되어있지 않다.

### 제3항 MAC 프레임 구조

802.15.3 MAC 규격의 주 설계목표는 에드혹 네트워킹 지원, 멀티미디어를 위한 QoS 제공, 전력관리이다. 에드혹 네트워크라 함은 디바이스가 네트워크 상황에 따라 마스터와 슬레이브 기능을 택할 수 있고, 복잡한 설정절차 없이 (1초 이내의 빠른 시간을 목표로 함) 네트워크에 참가하고 탈퇴할 수 있음을 의미한다. QoS를 지원하기 위해 TDMA (Time division multiple access) 방식을 채택하고 있다. 전력관리는 802.15.3 MAC의 중요한 특성으로 전류소모를 급격히 줄이도록 절전모드를 제공하고, 절전모드에서도 QoS 지원이 계속될 수 있게 한다.

슈퍼프레임은 비컨, CAP (Contention Access Period), CFP(Contention Free Period)의 세 부분으로 구성되어 있다.

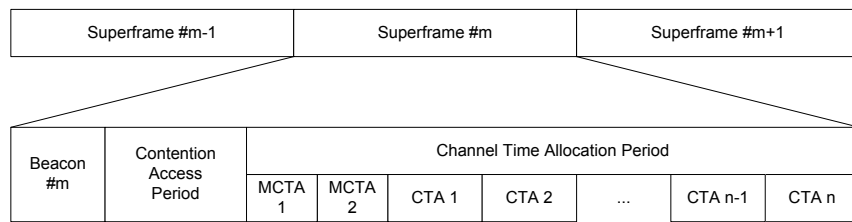


그림 5. 802.15.3 슈퍼프레임 구조

비컨은 슈퍼프레임의 맨 앞에 전송되는데 타이밍 할당 (Timing Allocation)과 피코넷 관리정보 (전력관리, 새로 참여한 DEV정보 등)를 알려준다. CAP에서는 명령 (Command)과 비동기 데이터 (Asynchronous Data) 등의 QoS를 요구하지 않는 프레임을 교환된다. CFP는 MCTA (Management Time Slot)들과 GTS (Guaranteed Time Slot) 들로 나뉘며 QoS를 요구하는 데이터 프레임, 즉, 동시성 스트림 (Isochronous Stream)과 비동기 데이터 연결에 사용된다. MCTA는 PNC와 DEV간에 관리 정보를 교환하기 위함이다.

매체 접근 방식을 보면, 비컨에서는 TDMA를, CAP에서는 CSMA/CA (Carrier sense multiple access with collision avoidance: CSMA/CA)를, CFP의 CTA에서는 고정된 시간 윈도우 (Fixed Time Window)의 TDMA를, CFP의 MCTA에서는 특정 소스/목적지에 할당된 경우는 TDMA를, 그렇지 않고 공유될 때는 Slotted Aloha를 각각 사용한다.

CAP 영역은 디바이스들이 기본적으로 반송파 감지 다중 접속을 통한 충돌 회피를 토대로 백오프 과정 (backoff procedure)을 사용하여 랜덤 접근이 이루어진다. CAP 영역은 채널 접근 지연시간을 예측할 수 없기 때문에 파일전송과 같은 비동기적인 데이터 트래픽에 적합하다. 따라서 CAP는 PNC와 디바이스들간의 명령교환에 주로 이용된다. [그림 6]은 슈퍼프레임에서 CAP의 구조를 보인다.

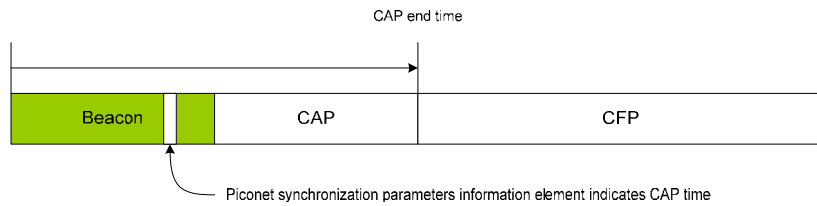


그림 6. 슈퍼프레임에서 CAP 구조

802.15.3의 CSMA/CA는 두 개의 IFSs (Interframe Spacings)을 사용한다. 하나는 SIFS (Short Interframe Space)이고 다른 하나는 RIFS (Retransmission Interframe Space)이다. RIFS는 SIFS에 aBackoffSlot을 더한 것과 같으며 SIFS와 aBackoffSlot은 모두 PHY 계층에 의존적이다. CSMA/CA의 메커니즘과 백오프 과정은 IEEE 802.11 MAC과 유사하다. [그림 7]은 CAP에서 CSMA/CA의 메커니즘을 나타낸 것이다.

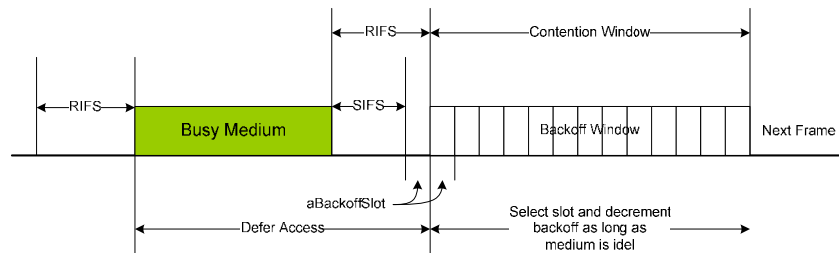


그림 7. CAP에서 CSMA/CA

디바이스는 RIFS와 같은 타임 지속기간을 위해 채널 휴지기간을 센싱하여 그 후에 데이터 패킷을 전송한다. ACK 패킷은 SIFS 시간 이후 곧바로 전송된다. 만약 충돌이 발생한



다면 지수적인 백오프 알고리즘을 실행한다.

CTAP에서 채널 접근은 모든 CTA에 시작시간과 지속시간이 보장된 메커니즘을 기반으로 한다. PNC는 CTAP를 CTA (Channel Time Allocation)으로 나누고, CTA가 주어진 디바이스는 CTA의 지속시간 동안 다른 DEV와 그 채널을 두고 경쟁하지 않는다는 것을 보장한다. 따라서 PNC에서 채널 접근을 완전히 제어할 수 있어 QoS 지원이 용이하고, 비디오/오디오 스트림과 같은 동시적인 데이터 트래픽에 적합하다. [그림 8]은 슈퍼프레임에서 CTA의 구조를 나타낸 것이다.

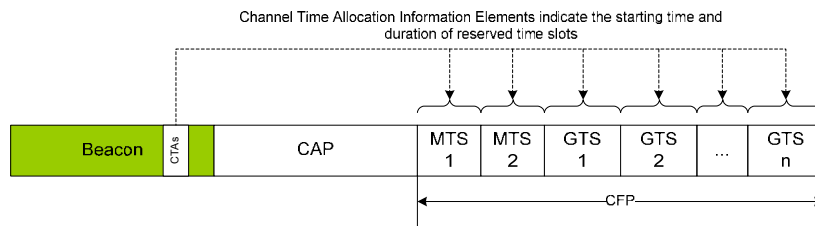


그림 8. 슈퍼프레임에서 CTA

비컨은 데이터를 보낼 때 필요한 제어정보를 가지고 있으며, CAP에서는 디바이스가 피코넷에 접근수락 요구, 채널할당 요구, 패킷 등이 경합을 한다. 그 후 경합에서 선택된 서비스에 해당하는 페이로드 (Payload)를 보낼 수 있는 시간 구간이 CTAP에 할당된다. 스트리밍과 같은 동기 데이터도 CTAP 안에서 전송할 기회가 주어지는 경우도 있어, 비동기 데이터를 보낼 때도 각각의 크기에 따라 적절하게 요구되는 대역에서 전송할 수 있다. 즉 네트워크 전체에서 100Mbps 전송능력이 있다고 하면 「그 중 30Mbps를 사용하도록」 혹은 「15Mbps를 사용하도록」이라는 선언을 하고, 그 다음 데이터 프레임이 전송된다. 데이터를 송신하는 GTS에는 두 종류가 있다. 첫 번째는 동적 (Dynamic) CTA이다. 동적 CTA의 위치는 슈퍼프레임마다 바뀌는 것이 허용되고 있으며 비컨을 놓치면 송수신을 하지 못한다. 다른 한 가지는 Pseudo-static CTA로, 슈퍼프레임마다 절대적인 전송 타이밍이 변하지 않으며 비컨을 몇 개 놓쳐도 계속 정해진 타이밍에 데이터를 송수신할 수 있다. 물론 사양에서 정해진 횟수 이상 연속으로 비컨을 인식하지 못하면 해당 CTA는 사라지게 된다. 동적 CTA와 Pseudo-static CTA의 프레임 구조는 [그림 9]와 같다.

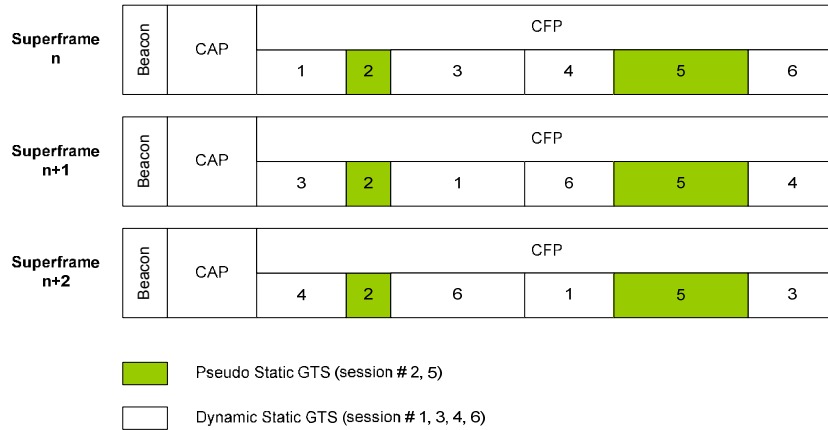


그림 9. 동적 GTS와 Pseudo-static GTS

#### 제 4항 802.15.3 MAC 기능

802.15.3 MAC은 다양한 기능들을 포함하고 있다. 그 중에서 본 장은 채널 접근 제어와 피코넷 생성 및 중단에 초점을 맞추어 설명하려 한다.

##### 가. 피코넷 시작, 유지 및 중단

PNC가 될 수 있는 능력을 지닌 DEV가 비컨을 보내기 시작하는 순간 피코넷은 형성된다. 다른 참가(associated) DEV가 없어도 PNC가 비컨을 보내면 피코넷으로 간주한다. PNC 능력을 지닌 DEV는 먼저 사용되지 않는 채널을 찾기 위해 채널을 검색한다. 빈 채널이 있으면 비컨을 보내어 피코넷을 생성하고, 없으면 자식 피코넷이나 이웃 피코넷을 형성할 수 있는 옵션이 있다.

새로운 DEV가 기존 피코넷에 참가하면, PNC는 이 DEV의 능력을 검사하여 PNC가 될 능력이 더 뛰어난 경우라면 (지원속도, PNC 능력 등의 능력정보 “capability information”를 비교하여 판단), 이 DEV에게 PNC 역할을 넘겨주는 핸드오버 (handover)를 수행한다. 현재의 PNC가 종료할 경우 피코넷에 남은 DEV 중 하나에게 PNC 역할을 넘겨줄 때도 핸드오버를 사용한다. 핸드오버 중에 데이터 전송은 차질이 없도록 기존에 설정된 모든 시간할당을 유지할 수 있어야 한다.

자식 피코넷은 부모 피코넷 하에서 형성되어 (1) 피코넷의 범위를 확장하거나 (2) 계산, 메모리 요구사항을 PNC 능력이 있는 다른 DEV에게 넘겨주기 위한 목적으로 이용한다. 전자의 경우가 이른바 멀티홉 (multi-hop) 애드혹 네트워크이다. [그림 10]과 같이 부모 피코넷이 할당해 준 private CTA (자식 피코넷의 PNC가 소스와 목적지를 자신으로 하여 채널 시간을 요청한 것을 부모 피코넷이 허가) 구간 내에서 동작한다는 점 외에는 참가 (association), 인증, ACK등이 자율적으로 처리되는 피코넷이다. 비컨에는 부모 피코넷 PNC의 주소정보를 포함시켜 부모에 종속됨을 알린다. 자식 피코넷의 PNC는 부모 피코넷

의 멤버이므로 부모 피코넷의 PNC 또는 다른 DEV와 자식 피코넷을 위한 private CTA의 다른 구간에서 서로 데이터를 교환할 수 있다.

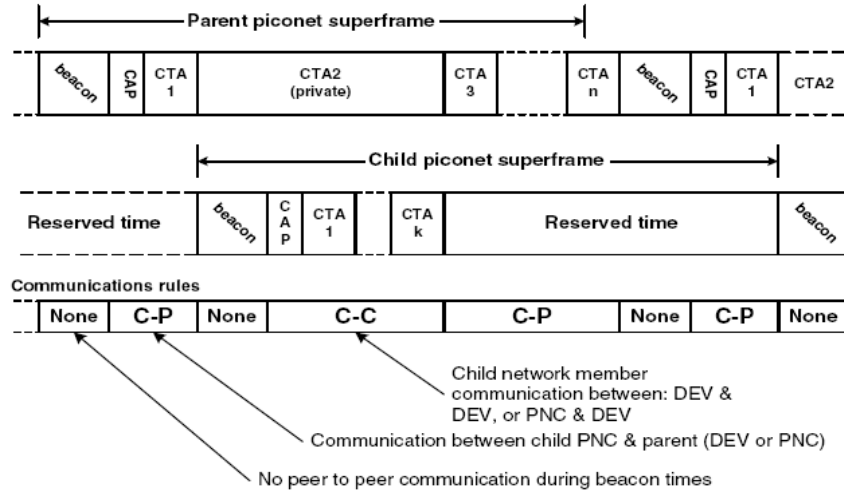


그림 10. 부모 피코넷과 자식 피코넷의 슈퍼프레임 관계

이웃 피코넷은 부모 피코넷 하에서 형성되어 빈 채널이 없을 경우 서로 다른 피코넷 간에 같은 채널에서 주파수 스펙트럼을 공유하기 위한 목적으로 이용된다. 자식 피코넷과 마찬가지로 부모 피코넷의 private CTA에 의존한다는 점 외에는 참가, 인증, ACK 등이 자율적으로 처리되는 피코넷이다. 이웃 피코넷의 PNC는 부모 피코넷의 멤버가 아니어서 부모 피코넷의 다른 DEV와 데이터를 교환할 수 없다는 점이 다르다. 단, 이웃 피코넷을 형성하기 위해 필요한 메시지 등 기타 명령 메시지를 private CTA의 다른 구간에서 부모 피코넷의 PNC에서 보낼 수는 있다. PNC가 종료할 때, PNC 능력을 지닌 다른 DEV가 없으면, PNC는 비컨에 “PNC shutdown” IE를 실어 피코넷을 소멸한다. 부모 피코넷이 종료될 때 자식 피코넷들과 이웃 피코넷들 중 하나만이 계속 정상적으로 동작하고 나머지는 피코넷과 동작을 종료하는데, 이 때 존재할 피코넷은 부모 PNC가 선택한다. 계속 존재하는 피코넷은 비컨에서 부모 피코넷 PNC의 주소를 제거하여 독립적인 피코넷으로 존재한다. 한편, 부모 PNC는 disassociation 명령을 보내거나 할당된 스트림을 종료함으로써 이웃 피코넷과 자식 피코넷을 종료시킬 수 있다. [그림 11]은 부모 피코넷과 이웃 피코넷의 슈퍼프레임 관계를 도식화 한 것이다.

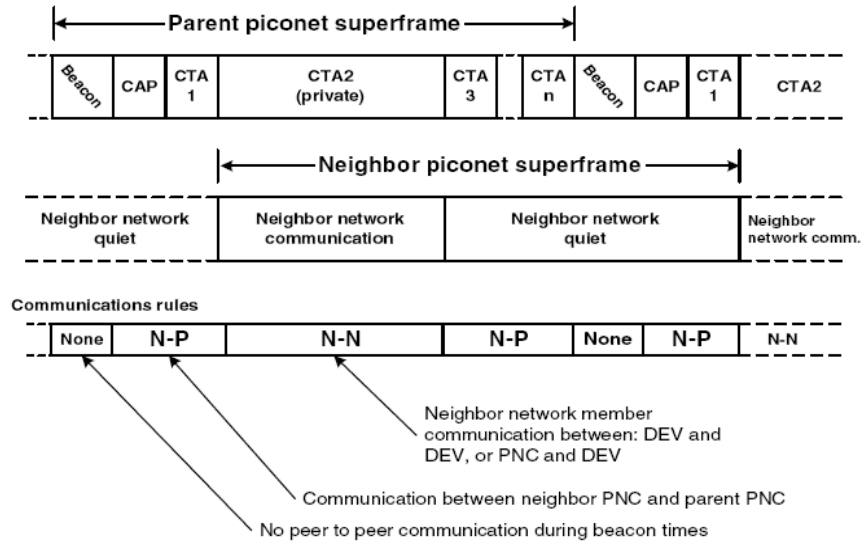


그림 11. 부모 피코넷과 이웃 피코넷의 슈퍼프레임 관계

#### 나. 피코넷 참가 및 탈퇴 (Association and disassociation with piconet)

DEV는 DEV 참가과정 (association process)을 통해 피코넷에 참가한다. DEV가 “association request” 명령을 보내고, PNC는 “association response” 명령으로 응답한다. 이 과정에서 1-octet DEVID를 부여 받는데 이것은 피코넷 내 유일한 식별자로서 오버헤드를 줄이기 위해 6-octet 장치 주소 대신 사용된다. 비컨에는 새 DEV 정보 (DEVID, 주소, 능력정보)를 실는다. 참가과정이 종료되면 PNC는 기존 모든 DEV에 대한 정보 (DEVID, 주소, 능력정보, 참가기간, 채널시간 할당 수, SPS 정보)를 방송한다. 이로써 새 DEV와 기존 DEV는 상호 인식할 수 있다. 참가과정 중 새로 참여하는 DEV가 제공하는 서비스와 피코넷의 기존 DEV들이 제공하는 서비스에 대한 정보를 교환할 수 있는 옵션이 있다. (여기서 서비스란 DEV의 응용계층에서 제공하는 기능을 말하며 자세한 사항은 표준 외로 취급한다.)

DEV가 피코넷을 떠나고자 할 때나 PNC가 DEV를 제거하고자 할 때 탈퇴과정 (Disassociation process)이 이루어지고 DEVID는 더 이상 유효하지 않게 된다. 802.15.3의 특징 중 하나는 네트워크 참가와 탈퇴가 1초 이내의 매우 짧은 시간에 이루어진다는 점이다. 이는 아무리 전송속도가 빠르더라도 참가하는데 시간이 많이 걸려서는 안 된다는 점에서 규정된 것이다.

#### 다. 채널 접근 (Channel access)

CAP에서는 CSMA/CA와 백오프 절차를 이용하는 경쟁기반 채널 접근을 사용한다. 데이터를 보내고자 할 때 매체가 사용되지 않는 일정 기간을 기다린 후 전송하게 되는데, 이 기다리는 기간은 0과 백오프 윈도우사이의 값들 중에서 임의로 선택한다. 보낸 데이터에

대한 ACK가 도달하지 않으면 백오프 윈도우 값을 지속적으로 늘려 동일한 방식으로 기다린 후 해당 데이터를 재전송한다. PNC는 CAP에서 보낼 수 있는 메시지 타입 (데이터, 명령, 참가)을 결정하여 비컨의 “피코넷 동기 파라미터”에 포함시켜 알린다.

CFP에서는 TDMA 방식이 사용된다. TDMA 방식은 모든 슬롯의 시작 시간이 보장되기 때문에 절전기능과 QoS 특성 제공에 이용될 수 있다는 점이 중요하다. CTA (또는 GTS)는 시작 시간과 기간이 보장되는 슬롯으로서, 슈퍼프레임 단위로 채널시간 할당이 바뀔 수 있는 동적 CTA와 특별히 스트리밍 연결을 위해 매 슈퍼프레임마다 채널시간이 할당되고 있고 그 위치는 일정한 pseudo-static CTA로 나뉜다. 이러한 재배치는 CTA 내 타임슬롯 할당을 최적화하기 위함이다. 모든 시간할당은 비컨을 통해 알려진다. 채널시간을 할당하는 알고리즘은 표준 외이며, 할당된 시간 내에서 보낼 데이터는 DEV 자신이 결정한다. 시간 할당을 원하는 DEV는 원하는 시간, 예를 들어 ACK을 필요로 할 경우, 데이터 프레임뿐만 아니라 ACK를 위한 시간과, 프레임간 간격에 필요한 시간 등을 계산하여 “channel time request” 명령을 PNC에 보내야 한다.

MCTA는 송신 또는 목적지가 PNC이어야 한다는 점 외에는 CTA와 동일하다. 명령을 보내기 위해 보통 CAP를 사용하지만, 이 MCTA를 사용할 수도 있다. Open MCTA에서는 어떤 DEV든 명령을 PNC에 보낼 수 있고, Association MCTA에서는 현재 참가하지 않고 있는 DEV가 PNC에 참가 요청을 보낼 수 있다. Open MCTA와 Association MCTA는 여러 DEV가 공유한다고 볼 수 있는데 Slotted ALOHA를 사용하여 매체에 접근하며, 그렇지 않고 특정 소스/목적지에 할당된 보통의 MCTA에서는 TDMA를 사용하는 것이 차이점이다.

#### 라. 채널 시간 관리 (Channel time management)

명령 관리 메시지를 제외한 모든 데이터는 단대단으로 교환되며 세 가지 방법이 있다. CAP동안 비동기 데이터를 보내거나, CFP동안 동시성 스트림을 위한 채널시간을 할당하거나 보내거나, 마지막으로 CFP동안 비동기 채널시간을 할당하여 보낸다.

채널시간을 할당할 필요 없이 소량의 데이터를 보내고자 할 때는 CAP를 이용하면 된다. DEV는 규칙적으로 채널시간이 필요할 경우, 동시성 채널시간을 PNC에게 요청한다. 앞서 말한 “channel time request” 메시지를 보내는데, 이것에는 자신이 어느 DEV가 통신하기를 원하는지, 얼마나 많은 시간이 필요한지, 시간할당이 되는 방법, 요청하는 타임슬롯이 pseudo-static인지 dynamic인지 여부, 우선순위 등을 포함한다. 사용할 할 수 있는 자원이 있으면 PNC는 이 DEV를 위해 GTS에 시간을 할당하는데, 할당 간격은 규칙적이다. 전송한 바, 할당된 채널시간은 비컨의 CTA에 포함되어 알려진다. 데이터 전송 요구사항이 바뀌면 스트리밍을 생성하였던 DEV는 이전의 할당에 대해 시간의 증감을 요구할 수 있다. 관련된 송신 DEV, 수신 DEV, 그리고 PNC는 동시성 스트리밍을 종료한 권한이 있

으며, 종료된 후에는 비컨에 해당 CTA가 널(null)값으로 표시된다.

비동기 할당은 약간 다르다. 반복적인 채널시간을 요구하는 것이 아니라 데이터를 전송하는데 필요한 총 시간을 요청한다. PNC는 이 요청에 대해 적절하게 시간을 할당하는데, 이때 할당은 규칙적이지 않아도 된다. 할당의 변경/종료에 대한 과정은 등시성 스트리밍 채널과 비슷하다. 데이터 전송 요구사항이 바뀌는 경우, 스트리밍을 생성하였던 DEV는 이전의 할당에 대해 시간의 증감을 요구할 수 있다. 관련된 송신 DEV, 수신 DEV, PNC는 비동기 데이터 연결을 종료시킬 수 있다.

**마. 동기화 (Synchronization)**

피코넷 내 DEV들은 PNC의 시간에 동기화해야 한다. 비컨에는 동기화를 위해 필요한 타이밍 파라미터들, 즉 비컨 번호, 슈퍼프레임 기간, CAP 종료시간, CAP에서 어떤 유형의 메시지가 보내질 수 있는지 등이 포함되어 있다. DEV들은 비컨 preamble에서 타이밍을 0으로 재설정한다. 이 비컨의 정보를 통해, 현재 참가 중인 DEV는 비컨 시작시각과 타임슬롯 할당을 이용해 언제 전송을 시작해야 할지 알 수 있으며, 미참가중인 DEV는 언제 참가요청을 보낼 수 있는지 알 수 있다.

**바. 단편화 및 역단편화 (Fragmentation and defragmentation)**

MAC Sublayer가 서비스해야 할 상위계층에서 데이터 프레임 (MAC Service Data Unit: MSDU)이 큰 경우를 위해 MSDU의 단편화 및 역단편화를 지원한다. 데이터 프레임을 분할할 수 있다는 것은 프레임 크기를 줄임으로써 링크의 FER (frame error ratio)을 향상시킬 수 있음을 의미한다. 하나의 MSDU에서 분할된 각 조각은 MSDU 번호와 함께 자체 순서번호를 부여 받음으로써 식별되며, 수신 DEV에서 이러한 조각들을 버퍼에 임시 보관한 뒤 바른 순서대로 취합하여 위 계층에 전달한다.

**사. ACK 및 재전송**

프레임 전송 여부를 확인하기 위해, 송신 DEV는 [표 1]과 같은 세 가지 방식의 ACK를 사용할 수 있다.

표 1. ACK Policy 필드

Type value	ACK policy type	Description
00	No ACK	The recipient(s) does not acknowledge the transmission, and the sender treats the transmission as successful without regard for the actual result
01	Immediate ACK (Imm-ACK)	The addressed recipient returns an Imm-ACK frame after successful reception.

10	Delayed ACK (Dly-ACK)	The addressed recipient keeps track of the frames received with this policy until requested to respond with a Dly-ACK frame.
11	Dly-ACK Request	The addressed recipient returns either an Imm-ACK or Dly-ACK frame after successful reception

1) No-ACK는 전송 보장이 필요하지 않은 프레임에 대해 사용하는 정책이다. 멀티캐스트나 브로드캐스트의 경우 반드시 No-ACK 방식으로 전송되어야 한다.

2) Immediate-ACK은 각 프레임에 대한 수신 후 일정간격 (1 SIFS)을 둔 뒤 즉시 ACK를 보내도록 한다.

3) Delayed-ACK은 중간 ACK 없이도 여러 개의 프레임을 동시에 보낼 수 있다. 이 Delayed-ACK에는 ACK 없이 보낼 수 있는 프레임 수를 나타내는 필드가 있어서, 수신 측에서 설정/변경하여 송신 측에 알리고 이 값을 이용하여 흐름을 제어할 수 있다. 여러 프레임에 대한 ACK들이 하나의 프레임으로 보내질 수 있어 Immediate-ACK에 비해 오버헤드를 감소시킬 수 있다. 단, 이 방식은 스트리밍 데이터 프레임에만 적용될 수 있고 수신 측에서 Delayed-ACK을 지원할 수 있어야 한다.

송신 DEV가 ACK를 받지 못하면, 프레임을 재전송하거나 폐기할 수 있다. 그 결정은 보내어진 데이터 또는 명령 메시지의 유형, 재전송 횟수, 송신에 소요된 시간 등을 따른다. CAP에서 재전송 간격은 백오프 규칙을 따른다. CFP에서는 데이터 프레임 송신 후 SIFS 시점부터 RIFS 시점까지 매체가 유희 상태이면 ACK이 오지 않는다는 의미이므로 RIFS 시점에서 재전송을 한다.

## 제2절 802.15.3b MAC 기술 개요

IEEE 802.15 Task Group 3b (TG3b)에서는 802.15.3 MAC 프로토콜의 구현과 상호 운영성을 높이기 위한 최적화 작업을 수행하고 있다. 현재의 MAC 프로토콜은 피코넷들 사이의 충돌을 방지할 수 없다는 점, 피코넷 간의 통신이 힘들다는 점, TCP 등의 상위 계층 프로토콜의 성능을 저하시킬 수 있는 점 등, 많은 문제점이 지적되어 이를 개선하기 위한 MAC 프로토콜의 수정 및 보완작업이 이루어지고 있다. 이는 표준 규격의 모호성을 없애고 명확하게 교정하는 것 외에 구현과 상호 운용성을 높이기 위한 소규모 최적화 작업을 수행한다. 지금까지 802.15.3b에서 수정 및 추가된 표준은 주로 MLME/MAC SAP에 관한 것이다. 인터넷 멀티캐스트 주소 (Internet Multicast Address)에 적합하게 멀티캐스트 그룹 ID (Multicast group id)을 사용할 수 있게 향상시켰고 (Multicast Configuration

Request/Response Command), 디바이스의 시간 동기화를 위한 MLME를 추가하였고, 기타 스트림 관리 향상, 강력한 응용 지원 (Application Specific Information, Vendor Specific Information), Implied ACK (목적 디바이스가 ACK 대신 데이터 프레임 또는 명령 프레임으로 성공적인 수신을 응답하는 방법) 등을 위한 부분이 추가되었다.

### 제1항 프로토콜 스택

MLME, PLME, 그리고 DME 등의 관리 엔티티는 각 부분계층을 관리하기 위한 인터페이스를 제공한다. 802.15.3b에서는 802.15.3의 FCSL와 DME가 PAL (Protocol adaptation layer)에 포함되었다. [그림 12]은 802.15.3b의 단일 피코넷에서 단일 PAL과의 상호작용을 하는 프로토콜 스택을 도식화한 것이다. 802.15.3b는 구현에 따라 다중 피코넷과 다중 PAL의 지원이 가능하다.

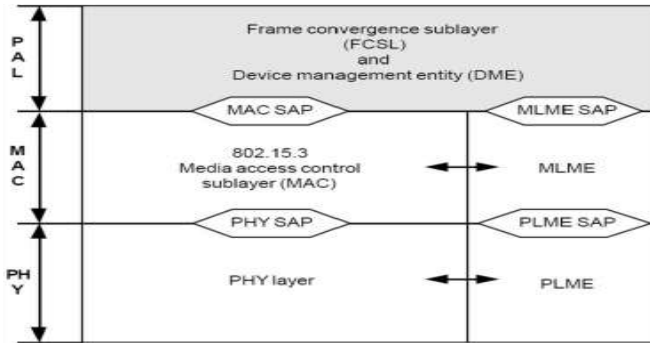


그림 12. 802.15.3b 프로토콜 스택

### 제2항 802.15.3b MAC 기능

#### 가. 멀티캐스트 그룹 ID

802.15.3b는 멀티캐스트와 관련해서 MLME 프리미티브를 개정하였다. [표 2]는 개정된 프리미티브의 파라미터 설명이 정리되어 있다.

표 2. 멀티캐스트 프리미티브의 파라미터

Name	Type	Valid range	Description
Request Type	Enumeration	JOIN, LEAVE	Indicates if this is a request to join a multicast group or leave a multicast group
Multicast Address	MAC address	Any valid multicast MAC address	A MAC address representing a specific



			multicast group
MulticastGroupID	Integer	Any valid DEVID	Specifies the DEVID assigned by the PNC to a multicast group associated with a specific Multicast Address.
ResultCode	Enumeration	SUCCESS, FAILURE	Indicates the result of the MLME request.
ReasonCode	Enumeration	REQUEST_TIMEOUT, NOT_ASSOCIATED, OTHER	The reason for a Result Code of FAILURE.

멀티캐스트 MAC 주소는 IEEE 표준 802-2001에 정의되어 있다. 802.15.3에서는 주소식별을 위해 DEVID를 사용하므로 DEVID와 IEEE 멀티캐스트 MAC 주소의 매핑이 필요하다. PNC는 이 매핑 리스트를 관리함으로써 특정 멀티캐스트 MAC 주소를 사용하고자 요청하는 DEV들을 추적한다. DEV는 PNC에게 Multicast Configuration Request 명령 프레임 (여기에는 멀티캐스트 MAC 주소가 표시되어 있고, "Join" 동작 명시) 패킷을 보내어 그룹으로의 가입을 요청한다. 그 주소가 아직 사용 가능하면 (즉, 해당 DEVID가 할당되어 있지 않으면), 그 주소에 ID를 하나 할당하고 그 DEV를 그룹에 추가한 후 Multicast Configuration Response 명령 프레임으로 응답한다. 이미 그 멀티캐스트 MAC 주소에 대한 그룹 ID가 있다면 그 DEV를 그룹에 추가시키고 Multicast Configuration Response 명령 프레임을 응답한다. 만일 명시된 멀티캐스트 MAC 주소가 유효하지 않으면 PNC는 그룹을 할당하지 않고 원인 코드가 "Failure, not valid"인 경우에는 Multicast Configuration Response 명령 프레임으로 응답한다.

DEV가 멀티캐스트 MAC 주소를 사용하지 않을 때 "Leave" 동작을 표시한 Multicast Configuration Request 명령 프레임을 PNC에게 보낸다. PNC는 그 멀티캐스트 그룹에서 그 DEV를 제거하고 Multicast Configuration Response 명령 프레임으로 응답한다. 멀티캐스트 그룹이 더 이상 멤버를 가지지 않으면 PNC는 해당 ID를 해제한다. 그 ID는 재사용될 수 있다.

#### 나. 시간 동기화를 위한 프리미티브

시간 동기화를 위한 프리미티브들은 피코넷의 비컨 타이밍으로써 상위 계층의 동기화를 지원한다. 채널 상에서 감지되는 패킷의 프리앰블의 시작점과 그것을 감지하는 시각과 상위계층으로 indication하는 시각의 지연시간이 구현에 적응하는 방법으로 상위에 전달된다. 시간 동기화를 위한 MLME 프리미티브 파라미터는 [표 3]과 같다.

표 3. 시간 동기화 프리미티브 파라미터

Name	Type	Valid range	Description
BeaconNumber	Integer	0-65535	The beacon number of the beacon that was received
ResultCode	Enumeration	SUCCESS, FAILURE	Indicates the result of the MLME request
ReasonCode	Enumeration	NOT_SUPPORTED, OTHER	The reason for a ResultCode of FAILURE

**다. Implied ACK**

[표 4]와 같이 Implied ACK는 새롭게 추가된 ACK 방식으로서 CTA을 양방향으로 사용할 수 있는 하나의 방법이 될 수 있다. 데이터 프레임의 수신을 위해 ACK 프레임을 따로 응답하지 않고 다른 데이터 프레임이나 명령 프레임으로 ACK를 대신할 수 있는 것이다. (Imm-ACK으로 즉시 응답해도 된다). 그러기 위해서는 송신 DEV는 ACK 정책을 “Implied ACK”으로 명시한 데이터 프레임을 보내야 한다. CTA의 송신자만이 implied ACK 프로세스를 시작할 수 있다. 만일 Implied ACK DTD 필드가 0이면 수신 DEV는 송신 DEV가 아닌 다른 DEV에게 프레임을 보내도 된다. 그렇지 않은 경우에는 수신 DEV는 송신 DEV에게만 프레임을 보낼 수 있다. 수신 DEV가 어떤 프레임으로 응답할 때 그 프레임의 ACK policy는 No-ACK, Imm-ACK, 또는 Implied-ACK 중 하나로 지정한다. 만일 송신 DEV가 아닌 다른 DEV에게 프레임을 보낸다면 그 프레임의 ACK 정책은 Implied-ACK으로 설정되어서는 안 된다.

표 4. ACK Policy 필드

Imp-ACK Request filed	ACK Policy filed	ACK type policy	Description
0	00	No ACK	The recipient(s) does not acknowledge the transmission, and the sender treats the transmission as successful without regard for the actual result
0	01	Immediate ACK (Imm-ACK)	The addressed recipient returns an Imm-ACK frame after successful reception.

0	10	Delayed ACK (Dly-ACK)	The addressed recipient keeps track of the frames received with this policy until requested to respond with a Dly-ACK frame.
0	11	Dly-ACK Request	The addressed recipient returns either an Imm-ACK or Dly-ACK frame after successful reception
1	00	Imp-ACK	The addressed recipient returns an Imm-ACK frame, a data frame, or a command frame after successful reception,

단일 CTA에 다른 프레임으로 응답할 충분한 시간이 남아있지 않다면 수신 DEV는 Imm-ACK으로 바로 응답한다. CTA의 끝을 모르는 경우에도 Imm-ACK으로 응답한다. 만약 MAC 헤더만 정상적으로 수신하고 MAC 프레임 바디는 제대로 수신을 하지 못한 경우에 (즉, FCS 체크가 실패한 경우) 수신 DEV는 데이터 프레임이나 명령 프레임으로 응답할 수 있다. 단, 이 경우에는 Implied ACK NAK 필드를 설정하여 프레임을 제대로 받지 못하였음을 알린다. Implied ACK은 브로드캐스트나 멀티캐스트에는 사용되지 않으며 CAP 구간에서는 사용되지 않는다.

### 제3절 IEEE 802.15.3c MAC

최근 통합된 제안서를 보면 IEEE 802.15.3c MAC은 IEEE 802.15.3 MAC과의 호환성을 유지하면서, 1.5Gbps의 고속 데이터 전송응용분야를 지원하기 위해서 IEEE 802.15.3b 표준화를 바탕으로 몇 가지 부가적인 기능을 첨가하였다. IEEE 802.15.3c MAC과 IEEE 802.15.3b MAC과의 차이점을 요약 정리하면 다음과 같다.

- 시스템 파라미터  
시스템 주파수는 60GHz를 사용하고, 전송률은 1Gbps
- 802.15.3c DEV 안테나  
전방향성 안테나와 지향성 안테나 지원 또는 지향성 안테나만 지원
- 전송모드와 안테나 타입 (새롭게 정의)
- 15.3c 기능을 실현하기 위해서 4가지 운영절차 (Operation Procedure) 추가  
채널 탐색 (Channel probing) (옵션)  
빔성형 (Beam forming (옵션),

DEV-DEV사이의 지향성 통신

UEP (옵션)

■ 프레임 포맷

프리앰블 (Preamble), PHY 헤더, 페이로드 (Payload): 변경됨

비컨 프레임 포맷 : 변경됨

채널검색과 빔 형성, 그리고 UEP에 사용되는 프레임 새롭게 정의함.

■ Superframe 구조

비컨 구간이 최대 256usec로 변경됨

시간 resolution 향상: 16symbols/1.728Gsps(around 9.26ns)

■ 프레임 Aggregation 지원

전용 subheader로 프레임 Aggregation 지원

Aggregation에 사용되는 Blk-ACK 정의

## 제1항 전송모드와 안테나 타입

아래 [표 6]는 전송모드와 안테나 타입을 보여준다. 전송모드를 살펴보면, 슈퍼프레임의 비컨 구간과 CAP에서는 공통모드만 사용되고, CTAP구간에서는 모든 모드를 다 사용할 수 있다. IEEE 802.15.3c에서 고려되고 있는 안테나 형태를 보면, 60GHz 주파수 대역은 거리에 따른 감쇄를 극복할 수 있으므로 IEEE 802.15.3c에서는 지향성 안테나를 고려하고 있다. 또한, 60GHz 주파수가 갖는 높은 직진성으로 인해, 송수신기간의 일직선상에 장애물이 있을 경우는 통신이 불가능하기 때문에, 전방향 안테나도 고려되고 있다.

PNC와 DEV는 비컨 구간과 CAP 구간에서는 전방향 안테나를 사용하고, CTAP 구간에서는 전방향 안테나 또는 지향성 안테나를 사용한다.

표 5. 전송모드와 안테나 타입

		Superframe		
		BP	CAP	CTAP
Transmission mode		Common mode only	Common mode only	Common mode, LRT, MRT, HRT
Antenna types	PNC	“Omni”	“Omni”	“Omni” or directional
	DEV	“Omni”	“Omni”	“Omni” or directional.

## 제2항 운영 절차(Operation Procedures)

802.15.3c는 19개의 운영절차를 가지고 있다. 이 중에서 아래 [표 7]와 같이 15개의 운영절차는 802.15.3b와 동일하고, Channel probing, 빔 성형 (Beam forming), UEP (Unequal Error Protection)와 같은 4개의 운영절차를 새롭게 정의해서 사용한다.

### 가. 빔 성형 (Beamforming)

802.15.3c는 거리에 따른 감쇄를 극복하기 위해 지향성 안테나 사용을 고려하고 있는데, 이 지향성 안테나의 구현방식 중의 하나가 바로 빔 성형이다. 802.15.3c에서 사용하고 있는 빔 성형은 두 가지 형태가 있다. 첫 번째 빔 성형 형태는 [그림 16]와 같은 비컨 구간에서 전방향성 (Omni) 비컨과 지향성 비컨을 사용하는 PNC와 DEV간의 빔 성형이다.

표 6. 802.15.3c 운영절차

번호	운영절차	Option/Mandatory	비고
1	Reset	Mandatory	802.15.3b
2	Scan	Mandatory	802.15.3b
3	Starting PN	Mandatory	802.15.3b
4	Association	Mandatory	802.15.3b
5	Beam forming	Option	802.15.3c에서 새롭게 사용
6	Channel Probing	Mandatory	802.15.3c에서 새롭게 사용
7	Streaming	Mandatory	802.15.3b
8	Disassociation	Mandatory	802.15.3b
9	Stopping PN	Mandatory	802.15.3b
10	UEP	Option	802.15.3c에서 새롭게 사용
11	DEV-DEV directional Communication	Option	802.15.3c에서 새롭게 사용
12	Peer discovery	Option	802.15.3b
13	PNC handover	Option	802.15.3b
14	ASIE(Application specific IE) 절차	Option	802.15.3b
15	Piconet service management	Option	802.15.3b
16	Piconet parameter management	Mandatory	802.15.3b
17	Power management	Mandatory	802.15.3b
18	Mulicast configuration	Option	802.15.3b
19	Security management	Mandatory	TBD

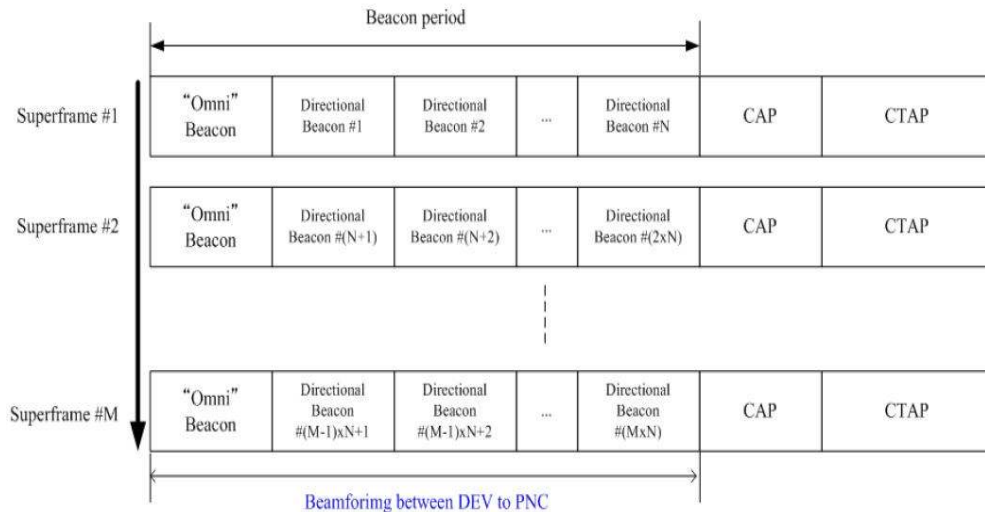


그림 13. DEV와 PNC사이의 빔 성형 방법

두 번째 빔 성형 방법은 [그림 17]과 같이 CTA구간에서 빔 Training sequence을 사

용해 빔 성형을 한다.

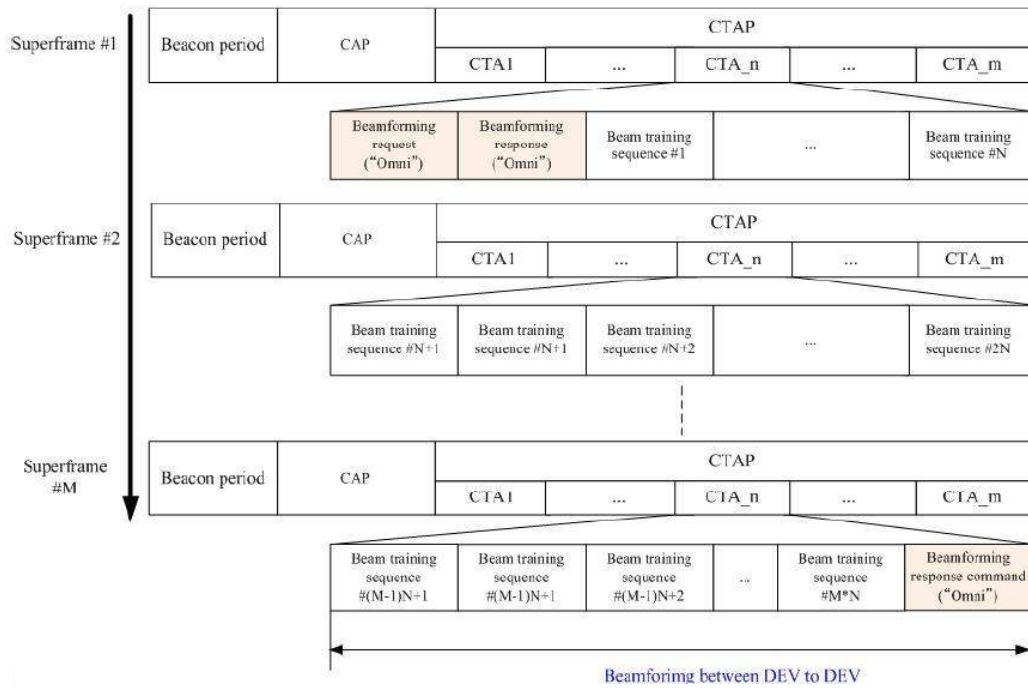


그림 14. DEV와 DEV간의 빔 성형 방법

#### 나. 채널탐색 (Channel probing)

채널탐색은 전송속도가 가장 높은 전송모드를 찾는 것이라고 정의할 수 있다. CTA 구간에서 DEV사이의 채널탐색은 다음과 같다:

1. DEV는 채널탐색 시퀀스를 보내기 위해서 할당된 CTA구간에서 Intended DEV를 요청한다.
2. DEV는 Intended DEV의 채널탐색 시퀀스를 처리함으로써 채널의 상태를 측정한다.
3. DEV는 동일한 CTA구간에서 Intended DEV에게 측정결과를 알려준다.

#### 다. UEP (Unequal Error Protection)

오디오나 비디오 암호화된 키 등과 같이 신뢰성 있는 프레임 전송을 지원하기 위해서 UEP가 MAC과 PHY에서 사용된다. 802.15.3c에서 사용하는 세가지 형태의 UEP 방법은 다음과 같이 정의된다.

1. UEP 1
  - 1) MSB 데이터 또는 LSB 데이터는 전체 서브프레임을 점유한다.

- 2) MSB 서브프레임과 LSB 서브프레임은 하나의 프레임으로 aggregation될 있다.
- 3) 다른 MCS와 FCS가 서브프레임 단위로 선택될 수 있다.
- 4) 서브헤더의 6비트가 다른 MCS를 알려준다.

2. UEP 2

- 1) MSB와 LSB 데이터를 독립적으로 각각의 합쳐진 프레임에 넣는다.
- 2) MSB와 LSB 프레임은 각기 다른 안테나를 사용해 전송 가능하다.
- 3) Aggregate된 프레임을 가리키는 서브헤더의 1 비트가 MSB 데이터일 수도 있고 아닐 수도 있다.

3. UEP 3

- 1) UEP 매핑과 UEP 코딩 두 가지의 UEP 구조가 가능하다.
- 2) UEP 매핑 또는 UEP 코딩을 사용해 서브헤더의 두 비트가 aggregate된 프레임을 나타낸다.

**제3항 프레임 포맷**

기본적인 프레임 포맷은 802.15.3b와 달리 다음과 같이 변경되었다. 즉, 프리앰블의 길이는 192심볼에서 short 프리앰블의 경우 3584 심볼로 long 프리앰블의 경우는 5632 심볼로 변경되었고, PHY 헤더도 2 byte에서 9byte로 수정되었다. 최대 지원 가능한 페이로드도 2Kbyte에서 64K로 수정되었다. 아래 [표 8]은 802.15.3c의 기본 프레임 포맷을 요약해서 보여준다.

표 7. 802.15.3c 기본 프레임 포맷

Preamble	PHY헤더	MAC헤더	HCS	페이로드	FCS
Long	10 octets	10 octets	2 octets	64Koctets	4 octets
Short					
변경	변경	변경 안됨	변경 안됨	변경	변경 안됨

802.15.3c 프레임을 자세히 살펴보면 [그림 18]과 같다. PHY 헤더는 10byte 이고 UEP와 프레임 aggregation을 지원하기 위해 80byte의 MAC 서브헤더 필드를 새롭게 정의했다.

**제4항 슈퍼프레임과 비컨프레임 구조**

CR(Common Rate)에서 전방향 비컨과 방향성 비컨, 그리고 OFDM에서의 OOK 비컨



을 지원하기 위해서 최대 256us의 가변 비컨 구간을 정의했다. 또한 슈퍼프레임의 시간분해능이 1us에서 약 9.26us(16symbols/1.728Gsps)로 향상되었다. 슈퍼 프레임 길어도 9월 COMP 제안서의 2ms에서 최대 65535us로 변경되었다.

[그림 5]에 나타난 802.15.3 슈퍼프레임과 비교하여 802.15.3c 슈퍼프레임은 [그림 19]에 나타난 바와 같이 지향성 안테나를 지원하는 구조로 비컨프레임과 CAP 구간에서 방향성을 고려하였다. 비컨프레임 구조를 보면, 비컨 페이로드 구간의 피코넷 동기 파라미터(Piconet synchronization parameters)의 길이가 21byte에서 25byte로 변경되었다. 피코넷 동기 파라미터 프레임의 변경사항을 자세히 살펴보면, 슈퍼프레임의 길이는 3 octets이고 802.15.3c에서 새롭게 정의된 비컨 주기는 2octets이며, CAP 종료시간 필드는 2octets에서 3octets로 변경되었다.

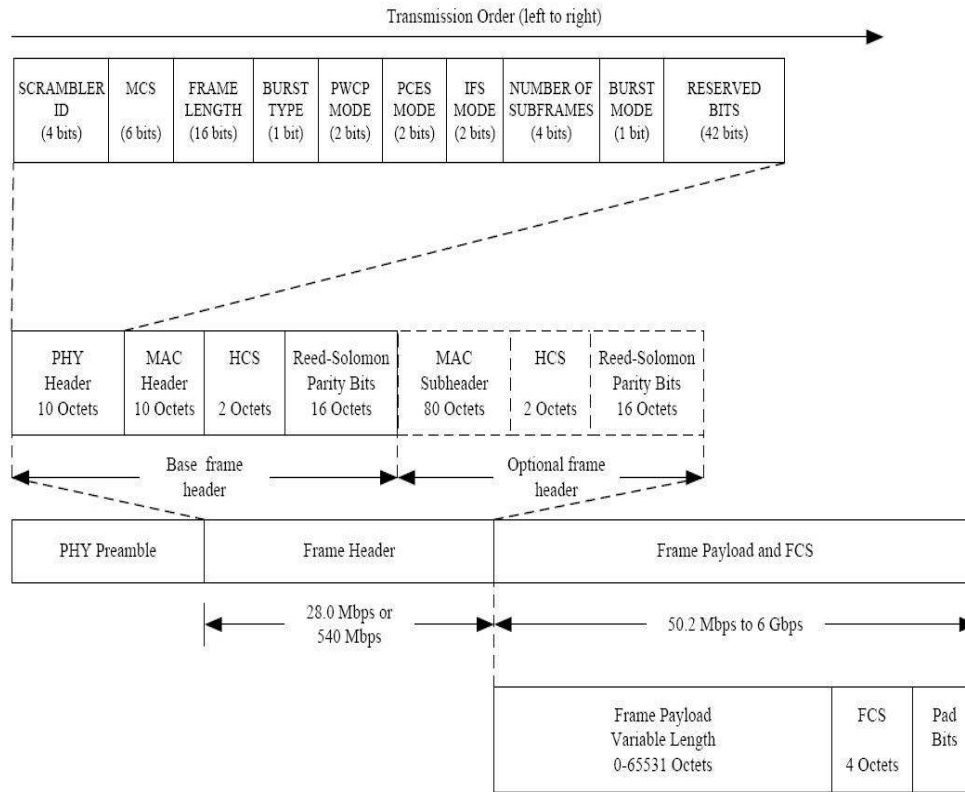


그림 15. 802.15.3c 프레임 포맷

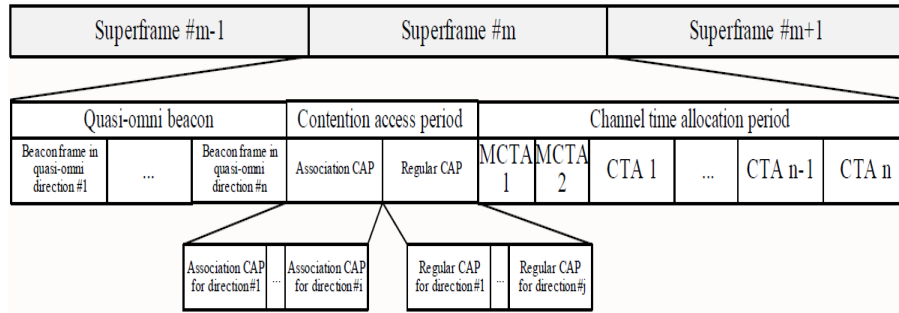


그림 19. IEEE 802.15.3c 슈퍼프레임 구조

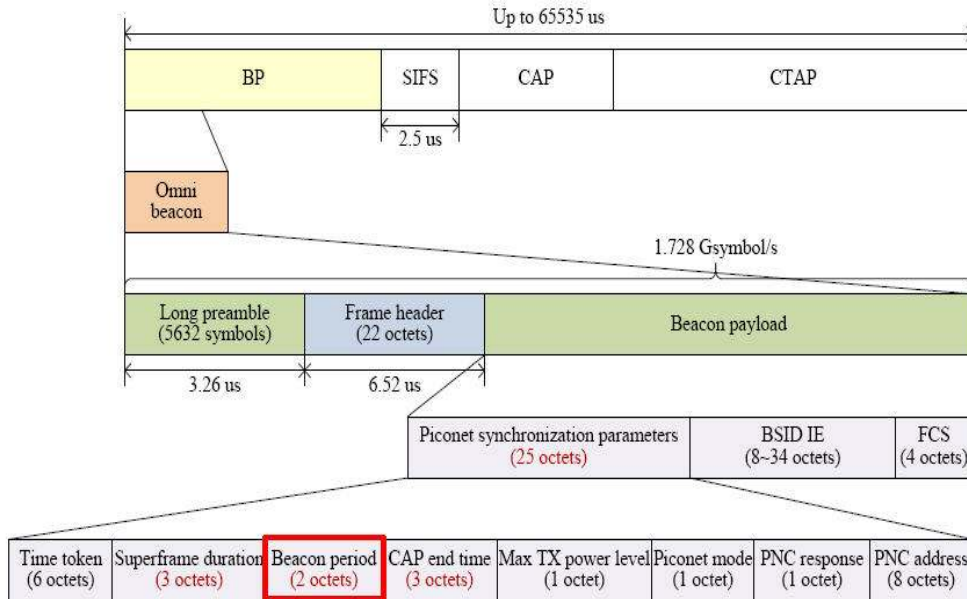


그림 20. IEEE 802.15.3c 비컨프레임 구조

#### 제4절 무선 네트워크에서 지향성 안테나를 사용한 자원할당 기술

본 장에서는 무선 네트워크에서 지향성 안테나 (directional antenna)를 사용하여 자원을 공간적으로 재할용함으로써 통신의 지연을 최소화하고 수율을 최대화하는 것을 목표로 하여 그 목표를 위한 각각의 채널할당 기술을 제안한다. 제안하는 기술은 무선 네트워크에서 지향성 안테나를 사용하는 모든 표준에 적용할 수 있다. 특히 초고속 통신을 보장하는 밀리미터파에 기반한 개인영역 무선통신 (Wireless Personal Area Networks: WPANs)에서 지향성 안테나를 지원하는 표준에 기반한 자원할당 문제에 적용할 수 있다. 본 보고서에서는 802.15.3c 기반에서 제안하는 채널할당 기술의 성능을 분석해 본다.

## 제1항 연구배경 및 기존연구

밀리미터파 대역 (57~66GHz)은 전 세계적으로 주파수 자원의 부족을 해결하기 위한 방안으로 이 대역에 대한 사용방안이 비허가 대역으로 할당되면서 관심이 집중되고 있다. 예를 들면, 우리나라를 비롯해 미국, 캐나다 등의 북미 지역은 현재 57~64GHz, 일본은 59~66GHz의 7GHz 대역폭의 주파수를 각각 할당하였고, 미국, 한국, 일본은 이미 기술 기준을 마련하여 원천기술개발 및 산업 활성화를 주도하고 있다.

밀리미터파 대역에 대한 표준화 활동은 유럽의 ETSI/BRAN (무선 LAN응용), 사실상 국제 표준 (de-facto international standard), ISO21216 (ITS 통신응용), 그리고 최근에 60GHz 대역 WPAN 응용과 관련하여 WiHD 컨소시엄, IEEE 802.15.3, 그리고 ECMA international 등이 있다. 또한 지향성 안테나의 사용을 고려한 표준화 규격으로는 IEEE 802.15.3c가 있다.

밀리미터파는 짧은 파의 길이, 높은 주파수, 광대역, 그리고 대기성분들과의 높은 교류 등과 같은 고유한 특성을 가진다. 이러한 특성은 여러 가지 장점과 더불어 단점도 나타낸다. 예를 들면, 60GHz 주파수 대역은 초광대역을 사용하여 높은 데이터 전송률을 얻을 수 있다는 점 이외에도 직진성이 강해 주변 간섭에 매우 강하고, 보안성이 뛰어나며, 주파수 재사용이 용이하다는 등의 장점을 가지고 있다. 또한, 파장이 짧아 각종 소자의 소형화 및 경량화가 가능하다. 반면, 산소분자에 의한 흡수 및 강우에 의한 감쇄현상으로 인해 전파 거리가 짧고, 직진성의 특징으로 인해 가시거리 (line of sight)가 확보되어야 하는 문제점이 있다. 이러한 문제점의 한 해결방안으로 물리 계층에서 높은 이득 (high gain)을 갖는 지향성 안테나의 사용이 고려될 수 있다. 지향성 안테나 사용은 전송 에너지를 원하는 방향으로만 방사하므로 전파거리가 늘어나 이로 인하여 높은 이득을 얻을 수 있으며, 또한 좁은 안테나 빔의 사용은 공간을 재활용함으로써 같은 영역 내에 있는 여러 명의 사용자가 동시에 통신할 수 있게 하여 데이터 용량을 증가시킬 수 있다.

높은 전송률을 필요로 하는 여러 가지 무선 어플리케이션, 예를 들면, 무선 고해상도 멀티미디어 인터페이스 wireless high-definition multimedia interface (HDMI), 무선 USB, IPTV/VoD, 3D gaming, 지능 수송 시스템 (intelligent transportation system) 등이 증가함에 따라 초광대역인 밀리미터파 대역의 활용도가 커지고 있으며 또한 지향성 안테나를 이용한 자원의 효율적 사용은 그 중요성이 증대되고 있다.

지향성 안테나를 고려한 밀리미터파에 관한 여러 연구가 있으며, 특히 최근에는 WPAN에서의 매체접근제어 (Medium Access Control: MAC)에서의 자원할당 문제가 주목을 받고 있다. 처리해야 하는 데이터 양이 적은 경우는 특별히 자원할당 스케줄링을 고려

할 필요가 없으나 데이터 양이 점차 증가하는 추세에 있는 현재의 상황을 감안할 때 어떤 표준에서든 스케줄링의 기술에 따라 사용자가 느끼는 지연은 큰 문제가 되고 있으며 또한 자원의 효율적 사용은 그 중요성이 증대되고 있다.

기존의 연구에서는 안테나를 사용하여 공간을 재할용함에 있어 동시전송을 수행하기 위한 기준으로 신호 대 잡음 비 (signal to interference and noise ratio: SINR)를 고려하였다. 한 플로우의 송신자와 수신자가 다른 송신자 (interferer)의 방해를 받지 않고 서로 통신이 가능한 영역, 즉 배타영역 (exclusive region: ER)을 정의하여 같은 시간에 동시 전송이 가능한 플로우를 결정하였다. 예를 들면, IEEE 802.15.3c에 기반하여 지향성 안테나를 사용한 동시 전송에 관한 경우, 가장 최근의 연구로는 올해 학회에 발표된 같은 시간에 통신이 가능한 링크를 찾는 알고리즘까지만 제안된 것이 있으며, 슈퍼프레임 구조를 고려한 스케줄링 기술은 지금까지 제안된 것이 없다.

## 제2항 시스템 모델

본 연구는 무선 네트워크에서 지향성 안테나를 사용한 자원할당 기술에 관한 것으로서 예약기반 데이터전송 구간에서의 스케줄링 알고리즘을 제안한다. 본 연구는 지향성 안테나를 사용하는 모든 네트워크에 적용가능하며, 그 한 예로 밀리미터파 WPAN 중 quasi-omni mode를 고려한 IEEE 802.15.3c MAC에서 isochronous한 데이터의 통신을 하는 Channel Time Allocation Period (CTAP) 중의 Channel Time Allocations (CTAs) 구간에서의 스케줄링에 적용될 수 있다. 본 연구에서는 편의상 가장 최근에 표준화가 진행된 IEEE 802.15.3c 표준에서의 용어를 사용하여 연구의 내용을 설명한다.

### 가. IEEE 802.15.3c MAC

[그림 19]에 나타난 바와 같이 IEEE 802.15.3c의 슈퍼프레임은 비컨 (beacon) 구간, 경쟁구간인 contention access period (CAP), 그리고 예약기반 데이터 전송구간인 Channel Time Allocation Period (CTAP)로 구성되며, CTAP 구간은 PNC와 디바이스들간의 통신이 이루어지는 management CTA (MCTA)와 각 디바이스들간의 통신이 이루어지는 CTA 구간으로 이루어진다.

802.15.3c WPAN의 기본 토폴로지는 피코넷이다. 피코넷은 PNC와 PNC의 전송 범위 내의 여러 slave DEVs들로 구성되어 있으며 어떤 디바이스도 PNC의 역할을 할 수 있다. 각 디바이스는 지향성 안테나를 사용하여 통신한다. PNC는 피코넷의 정보를 수집하여 그를 기반으로 하여 각 디바이스에게 통신을 할 수 있도록 채널을 할당하고 트래픽 로드 (loads)를 제어하는 역할을 한다. PNC는 각 디바이스가 neighbor discovery (ND) 과정을

통하여 수집한 정보들을 PNC에게 알려줌으로써 정보를 수집한다.

ND 과정은 지향성 안테나를 사용하는 WPAN에서는 기본적인 중요한 과정으로써 이 과정을 통하여 각 디바이스들은 한 홉 (one hop) 떨어진 이웃과 그들의 안테나 방향을 조사한다. 이 과정은 각 디바이스가 모든 빔 섹터에서 연속적으로 자신의 존재를 알리는 패킷 (self-advertizing packet)을 전송하면 그 패킷을 수신한 이웃 디바이스가 응답을 함으로써 이루어진다. 이웃의 정보를 유지하고 업데이트하기 위하여 ND 과정은 주기적으로 일어나며 이 과정은 슈퍼프레임 내의 contention access period (CAP) 구간에서 이루어진다. self-advertizing packet에는 전송 디바이스의 주소와 전송 빔 섹터의 인덱스 등이 포함되어 있다. 한 디바이스가 이웃 디바이스의 self-advertizing packet를 수신하면 수신한 디바이스는 전송한 디바이스의 주소, 그 디바이스의 안테나 방향에 관한 정보 등을 이웃 정보 리스트에 보관하고 acknowledgment (ACK)를 그 전송 디바이스에게 보낸다. ACK 패킷에는 수신 디바이스의 주소와 전송하는 빔 섹터의 인덱스가 포함된다. 이러한 과정들은 모두 quasi-omni mode로 이루어진다. 디바이스가 여러 개의 빔 섹터로부터 이웃을 탐지하게 되면 그 디바이스는 통신을 위하여 그 중 신호 강도가 가장 센 섹터를 그 이웃에 대한 정보 리스트에 기록한다. 이렇게 기록된 정보들은 PNC에게 보내지며 PNC는 각 디바이스들로부터 수집된 정보를 기반으로 피코넷 토폴로지를 관리하고 전송 스케줄링을 수행한다.

PNC는 스케줄링된 채널접근 요구를 기록하기 위하여 admission table을 관리한다. Admission table에는 채널을 요구하는 디바이스의 ID, 그 디바이스의 목적 디바이스의 ID, 나열된 CTA block ID, 그리고 할당된 채널의 접근시간 등이 기록되어 있다. Admission table은 비컨 구간에서 지향성 안테나를 이용하여 방향 별로 주기적으로 broadcast 되어 피코넷 내의 모든 디바이스들에게 알려진다.

#### 나. 안테나 모델과 배타영역 (Exclusive region)

안테나 모델은 flat-top model과 좀 더 구체적이며 실용적인 3차원에서의 cone plus sphere model이 있다. 본 연구에서는 2차원에서의 cone plus circle model을 고려한다. cone plus sphere model에서 안테나 이득은 빔의 폭이  $\theta$  인 메인로브 (mainlobe)와  $2\pi - \theta$ 인 사이드로브 (sidelobe)로 구성된다.

지향성 안테나는 장치들이 특정한 방향으로 에너지를 집중함으로써 공간적으로 채널을 사용할 수 있게 한다. 장치들이 서로간의 간섭 없이 동시에 전송을 할 수 있다고 하면 이들은 같은 채널을 사용할 수 있다. 즉, 한 쌍의 송수신장치가 다른 장치들의 간섭 없이 통신할 수 있는 영역이 존재할 수 있다. 이 영역을 배타영역 (exclusive region (ER))이라 한다. 배타영역의 개념은 다음과 같이 정의할 수 있다: 한 쌍의 송수신장치로 이루어진 한

개의 플로우는 수신장치 주변에 배타영역을 가지며, 동시전송을 하는 다른 플로우의 송신 장치는 그 배타영역 밖에 있어야 한다.

공간을 재활용하고자 하는 대부분의 링크할당 방법은 신호대잡음비 (the signal to interference and noise ratio (SINR))를 그 기준으로 하고 있다. 다수의 무선 링크가 통신을 하기 위한 신호대잡음비의 기준을 만족하면 그 무선 링크들은 그룹으로 만들어 같은 타임 슬롯을 사용하도록 할 수 있다. IEEE 802.15.3c에서의 PNC는 주기적으로 모든 방향으로 비컨을 브로드캐스트하기 때문에 계산된 신호대잡음비에 근거하여 장치들은 서로의 위치를 안다고 가정한다.

$G_T(j)$  와  $G_R(i)$  를 각각 플로우  $j$  의 송신장치와 플로우  $i$  의 수신장치의 안테나 이득 (antenna gains)이라 하고 그 두 장치 사이의 거리를  $r_{j,i}$  라 하자. 플로우  $j$  가 플로우  $i$  의 통신에 간섭을 일으킨다면, 이들 사이의 간섭은 다음과 같이 표현된다:

$$I_{j,i} = k_1 G_0 G_T(j) G_R(i) P_T(j) r_{j,i}^{-\alpha},$$

여기서  $k_1$  는 파의 길이에 의존하는 상수이고  $\alpha$  는 propagation 환경에 의존하는 경로손실 지수이다.  $P_T(j)$  는 플로우  $j$  의 전송전력이고  $G_0$  는 두 플로우 사이의 상관관계를 나타내는 변수로 상수라 가정한다. CDMA가 TDMA보다 더 높은 채널용량을 사용한다고 가정하면, 간섭은 background noise보다 작아야 한다, 즉  $I_{j,i} \leq N_0 W$  이 성립하여야 한다. 여기서  $N_0$  와  $W$  는 각각 백색 가우시안 잡음의 one-sided spectral density와 대역폭이다. 이런 관계를 정리하면 다음과 같은 배타영역을 결정하는 반지름을 얻을 수 있다:

$$r_{j,i} = \left( \frac{k_1 G_0 G_T(j) G_R(i) P_T(j)}{N_0 W} \right)^{1/\alpha}.$$

mmWave WPAN에서 한 쌍의 송수신장치들은 지향성 안테나를 사용한다고 하고, 안테나는 이미 언급하였듯이 실제 상황에 적합한 the cone plus circle antenna model을 사용한다고 하자. 그러면 [그림 20] 에 나타난 바와 같이 4가지 경우의 배타영역이 고려될 것이다.  $G_{TM}$  ( $G_{TS}$ ) 과  $G_{RM}$  ( $G_{RS}$ )를 각각 interferer (다른 플로우의 송신장치)와 수신장치의 메인로브 (사이드로브)의 안테나 이득이라 하자. Case 1은 식 (2) 에서  $G_T(j)$  과  $G_R(i)$  을  $G_{TM}$  과  $G_{RM}$  로 대체하면 되고 Case 4에서는  $G_{TS}$  과  $G_{RS}$  로 대체하면 된다. Case 2와 3의 경우에는 각각  $G_{TS}$  과  $G_{RM}$ ,  $G_{TM}$  과  $G_{RS}$  로 대체하면 된다.

Case 1과 2의 경우의 배타영역은 각이  $\theta$ 인 cone 모양이고, Case 3과 4는 각  $2\pi - \theta$  을 갖는 섹터이다. [그림 21]에 고려하는 안테나 모델과 transmitter와 receiver, 그리고 interferer의 위치에 따라 한 쌍의 transmitter와 receiver가 서로 통신 할 수 있는 영역을 나타내는 배타영역을 도시하고 있다.

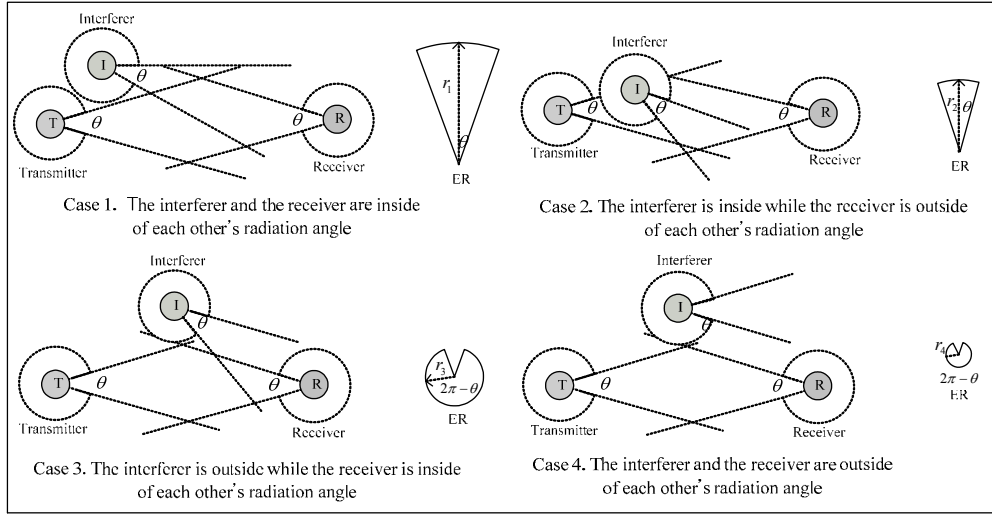


그림 21. 지향성 안테나를 사용하는 경우의 4가지 배타영역을 결정하는 반경

### 제3항 목적함수

본 연구에서는 무선 네트워크에서 지향성 안테나를 사용하였을 때 발생하는 모든 요소들을 감안하여 MAC의 예약기반 전송구간에서의 스케줄링 알고리즘을 제한한다. 제한하는 스케줄링에서는 크게 두 가지의 목적을 고려하고 있다. 첫 번째 목적은 사용자가 느끼는 지연을 최소화하는 것이고, 두 번째 목적은 자원의 효율적인 사용이다. 본 연구에서 고려하고 있는 표준은 IEEE 802.15.3c으로서 MAC의 예약기반 전송구간인 CTAP구간에서 CTA를 목적에 맞게 효율적으로 할당하는 것에 초점을 두고 있다.

본 연구에서는 일단 한 개의 채널만을 고려하였다. 피코넷에  $N$  개의 장치들이 랜덤하게 분포되어 있고 각 장치들은 지향성 안테나를 사용한다. PNC는 neighbor discovery 과정에 의하여 장치들로부터 얻은 정보에 기초하여 피코넷 토폴로지에 관한 정보를 유지하고 있으며 그 정보를 이용하여 전송 스케줄링을 한다. 슈퍼프레임은 전송기간동안 고정된 길이  $T_{SF\_max}$  를 갖는다고 하자.

트래픽 플로우의 도착율이  $\lambda$  인 포아송 과정으로 생성된다고 가정하면  $T_{SF\_max}$  동안 장치가 전송할 플로우를 가질 확률은  $p_{txreq} = 1 - e^{-\lambda T_{SF\_max}}$  이므로 한 슈퍼프레임동안 채널을 할당받으자 하는 장치의 수는  $N_{req} = N \cdot p_{txreq}$  이다. 한 장치에서 생성된 서로 다른 트래픽은 다른 플로우라 가정하고 채널을 필요로 하는 한 플로우의 성격은 전송시간 동안은 변하지 않는다고 가정한다. 분석을 단순하게 하기 위하여 한 피코넷 안에 연결된 장치는 channel

time request (CTRq)을 PNC에 전송하기 위하여 MCTA기간에 타임슬롯을 할당 받는다고 가정한다. 그러므로 한 슈퍼프레임에서 MCTA의 길이는  $T_{MCTA} = (N-1) \cdot t_{slot}$ 로 나타낼 수 있다. CAT 구간의 길이는  $T_{CAP}$ 로 고정되어 있다고 가정한다. 남은 CTA구간이 한 플로우를 전송이 완료되기 위한 충분이 시간이 아니면 그 플로우는 그 슈퍼프레임에서는 전송되지 않는다고 하자. 한 CTA 블록에 하나의 플로우만을 전송한다고 하고 최대  $n$ ,  $n \leq N_{req}$ , 트래픽 플로우가 전송한다고 하면  $T_{CTAP\_max}$ 는 다음과 같이 계산된다:

$$T_{CTAP\_max} = T_{SF\_max} - T_{beacon} - 2T_{guard} - T_{CAP} = T_{MCTA} + \sum_{i=1}^n (T_{CTA_i} + T_{guard}).$$

여기서  $T_{guard}$ 는 이웃한 CTA들간의 충돌을 방지하기 위한 guard time이다. 전송한 플로우가  $N_{req}$ 개 있으므로  $N_{sch} = \lceil N_{req} \rceil$ 개의 플로우가 다음 슈퍼프레임에서 채널을 요구한다고 하자. 한 장치가 동시에 송신과 수신을 할 수 없다고 가정하면  $N_{req}$ 개의 플로우가 있기는 하지만 최대한  $\lfloor N_{req}/2 \rfloor$ 개의 플로우가 동시전송을 할 수 있다. 이 경우  $N_{sch}$ 는  $\lfloor N_{req}/2 \rfloor$ 로 설정되어야 한다. 어떤 경우든 장치들이 지향성 안테나를 사용하는 경우에  $N_{sch}$ 개의 트래픽 플로우는 공간을 재활용할 수 있으며 플로우들은 전송에서 서로에서 간섭을 주지 않는 몇 개의 그룹으로 나뉠 수 있다.

$k$ ,  $k \leq N_{sch}$ ,를 배타영역의 기준에 의해 나뉘어진 동시전송이 가능한 플로우들의 집합의 수라 하자.  $\{G_i\}_{i=1}^k$ 는 그 집합에 속한 플로우들의 로드들로 이루어진 그룹이라 하자. 즉, 각  $G_i$ 는 같은 CTA 블록에서 전송이 가능한 로드들로 구성되었다.  $g_i$ 를 그룹  $G_i$ 의 플로우 수라하고  $l_{ij}$ 를 그 그룹의 플로우  $j$ 의 로드 양이라 하자. 즉,  $G_i = \{l_{i1}, \dots, l_{i,g_i}\}$ 이다. 그러면  $\sum_{i=1}^k g_i = N_{sch}$ 이고  $\sum_{j=1}^{g_i} l_{ij}$ 로드는 한 CTA 블록에서 전송이 가능하다.

$F_s^l$  ( $F_s^g$ )와  $F_{ns}^l$  ( $F_{ns}^g$ )를 각각 다음 슈퍼프레임에서 전송이 예약되거나 예약되지 않은 로드 (그룹)들의 인덱스들로 이루어진 집합이라 하자. 본 연구에서 장치  $i$ 의 데이터 전송률  $R_i$ 은  $R_{min} \leq R_i \leq R_{support}$ 을 만족한다고 가정한다. 여기서  $R_{min}$ 은 한 로드를 전송하기 위한 필요한 최소의 데이터 전송률이고,  $R_{support}$ 은 표준에서 지원하는 최대전송률이다. 시스템이 saturated 된 경우에 어떤 플로우는 전송이 예약되지 못하는 경우가 있을 것임은 명백하다. 즉,  $F_{ns}^l \neq \emptyset$ 이고  $F_{ns}^g \neq \emptyset$ 인 경우가 가능하다. 여기서  $|F_s^l| + |F_{ns}^l| = N_{sch}$ 이고  $|F_s^g| + |F_{ns}^g| = k$ 이다.

본 연구의 하나의 목적은 평균지연  $E(D)$ 을 최소화하는 것이므로 다음과 같은 목적함수를 고려할 수 있다:



$$(OPD) \quad \min E(D) = \min(W + S)$$

여기서  $W$  와  $S$  는 각각 서비스를 위하여 기다린 시간과 실제 서비스 시간이다. 평균지연은 다음 절에서 제안하는 스케줄링 알고리즘에 따라 구체적으로 수식화할 것이다. (OPD)는 다음과 같은 조건하에서 풀어야 한다:

$$T_{beacon} + 2T_{guard} + T_{CAP} + T_{MCTA} + \sum_{i \in F_s^i} (T_{CTA_i} + T_{guard}) \leq T_{SF\_max}.$$

링크를 효율적으로 사용하는 것은 표현하는 다른 성능 척도로서 수율을 고려할 수 있다. 한 CTA 블록에서 동시에 여러 플로우를 전송하는 것이 더 높은 수율을 나타낼 것임은 명백하다. 그 경우 CTA 구간의 수율  $Th_{CTA}$  은 CTA 구간의 길이에 대한 총 전송된 로드의 양의 비로서 다음과 같이 표현할 수 있다:

$$(OPT) \quad \max Th_{CTA} = \max \left( \frac{\sum_{i \in F_s^i} l_i}{T_{SF\_max} - (T_{beacon} + 2T_{guard} + T_{CAP} + T_{MCTA})} \right)$$

(OPT) 역시 (OPD)와 같은 조건하에서 고려되어야 한다.

#### 제4항 이론적인 성능 분석

본 절에서는 지향성 안테나를 사용한 동시전송에 따른 평균지연과 수율 등의 성능을 확률적으로 분석한다. 디바이스들은  $L \times L$  방에 랜덤하게 분포되어 있다고 가정하자.  $d_{j,i}$  를 플로우  $j$  의 송신 디바이스와 플로우  $i$  의 수신 디바이스 사이의 거리라 하자. 그러면  $d_{j,i}$  의 확률밀도 함수  $f(x)$  는 다음과 같이 주어진다.

$$f(x) = \begin{cases} 2 \frac{x}{L} \left( \frac{x^2}{L^2} - 4 \frac{x}{L} + \pi \right) \cdot \frac{1}{L}, & \text{if } 0 \leq x \leq L \\ 2 \frac{x}{L} \left\{ 4 \sqrt{\frac{x^2}{L^2} - 1} - \left( \frac{x^2}{L^2} + 2 - \pi \right) - 4 \tan^{-1} \sqrt{\frac{x^2}{L^2} - 1} \right\} \cdot \frac{1}{L}, & \text{if } L < x \leq \sqrt{2}L \end{cases}$$

그러므로 [그림 21]에 나타난 네 가지 경우에서 플로우  $j$  의 송신 디바이스가 플로우  $i$  의 수신 디바이스에게 영향을 미치지 않을 확률  $Q_k$ ,  $k=1,2,3,4$ , 즉  $Q_k = P(d_{j,i} > r_k)$  는 다음과 같다.

$$Q_1 = 1 - \left( \frac{\theta}{2\pi} \right)^2 \int_0^{r_1} f(x) dx, \quad Q_2 = 1 - \left( \frac{\theta}{2\pi} \right) \left( 1 - \frac{\theta}{2\pi} \right) \int_0^{r_2} f(x) dx,$$

$$Q_3 = 1 - \left( \frac{\theta}{2\pi} \right) \left( 1 - \frac{\theta}{2\pi} \right) \int_0^{r_3} f(x) dx, \quad Q_4 = 1 - \left( 1 - \frac{\theta}{2\pi} \right)^2 \int_0^{r_4} f(x) dx.$$

여기서  $r_k(i)$ 는 다음과 같다.

$$\begin{aligned} r_1(i) &= \left( \frac{k_1 G_0 G_{TM} G_{RM} P_i(j)}{N_0 W} \right)^{1/\alpha}, \quad r_2(i) = \left( \frac{k_1 G_0 G_{TS} G_{RM} P_i(j)}{N_0 W} \right)^{1/\alpha} \\ r_3(i) &= \left( \frac{k_1 G_0 G_{TM} G_{RS} P_i(j)}{N_0 W} \right)^{1/\alpha}, \quad r_4(i) = \left( \frac{k_1 G_0 G_{TS} G_{RS} P_i(j)}{N_0 W} \right)^{1/\alpha} \end{aligned}$$

$G_{TM}$ 과  $G_{RM}$ ,  $G_{TS}$ 과  $G_{RS}$ 은 각각 인터피어러와 리시버의 메인로브와 사이드로브의 안테나 이득으로서  $G_{TM} = G_{RM} = 2\pi\eta/\theta$ 와  $G_{TS} = G_{RS} = 2\pi(1-\eta)/(2\pi-\theta)$ 이다.

임의의 한 플로우가 전송할 때  $1-Q_k$ 의 확률에 대응하는 위치에 있는 인터피어러는 그 플로우에게 영향을 미친다. 여기서 [그림 21]의 Case1과 Case2, Case3와 Case4는 같은 모양의 배타영역을 가짐을 볼 수 있다. 즉 Case1과 Case2의 배타영역은 겹치는 부분이 있고 Case3와 Case4의 배타영역 역시 겹치는 부분이 있다. 그러므로 한 플로우에게 영향을 미치는 인터피어러가 위치하는 확률은 이런 겹치는 부분을 고려하여 다음과 같이 결정된다.

$$\begin{aligned} &P(\text{한 플로우에 영향을 미치는 interferer의 위치}) \\ &= P\{\text{그 플로우의 메인로브}(1-Q_1\text{또는 }1-Q_3)\text{에 위치하거나} \\ &\quad \text{또는 사이드로브에 위치}((1-Q_2\text{또는 }1-Q_4))\text{해서 영향을 미침}\} \\ &= \{1 - \min(Q_1, Q_2)\} + \{1 - \min(Q_3, Q_4)\}. \end{aligned}$$

$P_{neff}$ 를 한 플로우에 영향을 미치는 않는 송신디바이스가 위치하는 확률이라고 하자. 그러면 다음 식을 얻는다.

$$P_{neff} = \begin{cases} 1 - [\{1 - \min(Q_1, Q_2)\} + \{1 - \min(Q_3, Q_4)\}], & \text{if } 0 < \theta < 360 \\ 0, & \text{if } \theta = 360. \end{cases}$$

그러면  $N_{sch}$ 의 플로우가 스케줄링을 요청한다고 했을 때 한 플로우의 입장에서 보았을 때 이 플로우에 영향을 미치지 않는 평균 플로우의 수는 다음과 같다.

$$E(K) = \sum_{k=1}^{N-1} k \binom{N-1}{k} (1-P_{neff})^k P_{neff}^{N-1-k} = (N-1) \cdot (1-P_{neff}).$$

$P(k, n)$ 를 처음  $n$ ,  $n \leq N_{sch}$ , 개의 플로우를 조사하였을 때  $k$ 개의 플로우만이 서로의 배타영역 밖에 있을 확률이라고 하자. 즉  $n$  플로우 중  $k$ 개의 플로우만이 동시전송이 가능한 확률이다. 그러면 다음과 같은 관계식을 얻는다.

$$\begin{aligned} P(1,1) &= 1, \quad P(1,2) = 1 - P_{neff}^2, \quad P(1,n) = (1 - P_{neff}^2)^{n-1} \\ P(2,2) &= P_{neff}^2 \\ P(k,n) &= P(k-1,n-1)P_{neff}^{2(k-1)} + P(k,n-1)(1 - P_{neff}^{2k}), \quad k < n \\ P(n,n) &= P_{neff}^{n(n-1)} \end{aligned}$$

그러면 동시전송이 가능한 평균 플로우 수 및 평균 그룹 수는 각각 다음과 같다:

$$E(CT) = \sum_{k=1}^N kP(k, N_{sch}), E(k) = \frac{N_{sch}}{E(CT)}.$$

이중 한 슈퍼프레임에서 스케줄링이 되는 그룹 수  $|F_s^g|$ 는 다음과 같이 구한다. 디바이스들의 전송률이 모두 같다고 가정하면  $|F_s^g|$ 는  $|F_s^g| \left( \frac{E(l)}{R} + T_{gurad} \right) \leq T_{CTAP\_max} - T_{MCTA}$ 를 만족하는 정수이어야 하므로

$$|F_s^g| = \left\lfloor (T_{CTAP\_max} - T_{MCTA}) \cdot \left( \frac{E(l)}{R} + T_{gurad} \right)^{-1} \right\rfloor$$

이 된다. 이 때 스케줄링이 되는 그룹의 총 플로우 수는  $|F_s^l| = |F_s^g| E(CT)$ 이며 스케줄링이 되지 않는 그룹의 총 플로우는  $|F_{ns}^l| = (E(k) - |F_s^g|)E(CT)$ 이다.

이제 한 그룹에 속하는 평균 플로우 수와 그에 따른 평균 그룹 수를 이용하여 평균 지연과 수율 등의 성능 측도를 계산하자. 각 그룹에 속한 플로우들의 전송 데이터 양이 지수 분포나 파레토 분포와 같은 어떤 분포를 띤다고 하면 각 그룹의 전송해야 하는 데이터의 양도 플로우들마다 모두 다를 것이다. 여기에서의 분석은 각 전송그룹이 평균적으로 같은 데이터 양을 갖는다고 가정한다. 즉, 한 그룹에 속한 플로우들은 같은 양의 데이터를 가지고 있으며 그러므로 그 플로우들의 전송시간은 모두 같다고 가정한다. 즉, 어느 특정한 플로우로 인한 채널의 낭비는 없다고 가정한다.  $i$  번째로 전송되는 그룹의 전송시간을  $\frac{E(l_i)}{R} + T_{gurad}$ 라 하면, 스케줄링된 그룹의 모든 플로우가 전송하는데 걸리는 총 시간은 기다린 시간 (waiting time)과 서비스 시간 (service time)의 합으로 나타나며 이는 다음과 같이 표현할 수 있다.

$$\begin{aligned} & \left( \frac{E(l_1)}{R} + T_{gurad} \right) + \left\{ \left( \frac{E(l_1)}{R} + T_{gurad} \right) + \left( \frac{E(l_2)}{R} + T_{gurad} \right) \right\} + \dots + |F_s^g| \left\{ \sum_{i=1}^{|F_s^g|} \left( \frac{E(l_i)}{R} + T_{gurad} \right) \right\} \\ & = \sum_{i=1}^{|F_s^g|} (|F_s^g| + 1 - i) \left( \frac{E(l_i)}{R} + T_{gurad} \right) \end{aligned}$$

만일 모든 그룹의 전송 시간이  $\frac{E(l)}{R} + T_{gurad}$ 로 동일하다고 하면, 스케줄링된 그룹의 모든 플로우가 전송하는데 걸리는 총 시간은 다음과 같다.

$$\left( \frac{E(l)}{R} + T_{gurad} \right) + 2 \left( \frac{E(l)}{R} + T_{gurad} \right) + \dots + |F_s^g| \left( \frac{E(l)}{R} + T_{gurad} \right) = \frac{|F_s^g| (|F_s^g| + 1)}{2} \left( \frac{E(l)}{R} + T_{gurad} \right)$$

스케줄링되지 못한 그룹은 기다린 시간만을 고려하면 모든 플로우들이 기다린 총 시간은

$$\left\{ T_{SF\_max} - (T_{beacon} + 2T_{guard} + T_{CAP} + T_{MCTA}) \right\} (k - |F_s^g|) \left\{ 1 - \sum_{k=1}^4 (1 - Q_k) \right\} \cdot N_{sch} \text{ 이다.}$$

그러므로 한 플로우의 평균 지연은 위의 두 경우에 대하여 각각

$$E_f(D) = \frac{1}{N_{sch}} \left[ \sum_{i=1}^{|F_s^g|} (|F_s^g| + 1 - i) \left( \frac{E(l_i)}{R} + T_{guard} \right) + \left\{ T_{SF\_max} - (T_{beacon} + 2T_{guard} + T_{CAP} + T_{MCTA}) \right\} (k - |F_s^g|) \left\{ 1 - \sum_{k=1}^4 (1 - Q_k) \right\} \cdot N_{sch} \right]$$

와

$$E_f(D) = \frac{1}{N_{sch}} \left[ \frac{|F_s^g| (|F_s^g| + 1)}{2} \left( \frac{E(l)}{R} + T_{guard} \right) + \left\{ T_{SF\_max} - (T_{beacon} + 2T_{guard} + T_{CAP} + T_{MCTA}) \right\} (k - |F_s^g|) \left\{ 1 - \sum_{k=1}^4 (1 - Q_k) \right\} \cdot N_{sch} \right]$$

이다. 또한 이때의 수율은

$$Th_{CTA} = \left( \frac{\mu E(l)}{T_{SF\_max} - (T_{beacon} + 2T_{guard} + T_{CAP} + T_{MCTA})} \right)$$

이고, 링크 효율성  $\rho$  와 CTA 구간에서의 채널 점유율  $O_{ch}$  는 각각 다음과 같다.

$$\rho = \frac{\mu \cdot E(l)}{R_{support}}, \quad O_{ch} = \frac{|F_s^g| E(l)}{T_{SF\_max} - (T_{beacon} + 2T_{guard} + T_{CAP} + T_{MCTA})}$$

여기서  $E(l)$  는 평균 로드의 양이고  $\mu$  는 서비스율이다. 서비스율은 한 CTA 기간에서 전송할 수는 있는 플로우의 수로서  $\mu = |F_s^g|$  로 나타낼 수 있다.

이 절에서의 분석은 한 그룹의 모든 플로우가 동일한 전송시간을 갖는 특별한 경우에 대한 최적의 값들이라고 할 수 있다. 이는 다음 절에서 제안하는 스케줄링 알고리즘의 성능을 알아보기 위한 비교로서 사용될 수 있다.

## 제5항 제안하는 알고리즘

본 연구에서는 고려하고 있는 두 개의 목적함수의 차최적해 (sub-optimal solution)를 구하기 위하여 두 개의 알고리즘, MInMax Concurrent Transmission (MIMCT)와 MAMin Concurrent Transmission (MAMCT),을 제안한다.

각 알고리즘의 기본 아이디어는 다음과 같다:

1. 배타영역에 의해 결정된 각 그룹에 속한 로드들은 동시에 전송할 것이며 그 전송이 완료될 수 있을 만큼의 충분한 시간이 할당되어야 하므로, 그 그룹의 전송시간은 그 그룹에 속한 로드들 중 최대 전송시간을 필요로 하는 로드의 전송시간으로 결정되어야 한다.
2. 주어진 시간에 최대한 많은 그룹이 전송할 수 있으면 전체지연은 작아질 것이므로 이에 알맞게 전송순서를 결정한다.
3. 많은 플로우 (로드)들을 포함하는 그룹을 먼저 전송하는 것이 주어진 시간에 자원

을 더 효율적으로 사용할 수 있으므로 이를 고려하여 전송순서를 결정한다.

위의 세가지 기본 아이디어를 이용하여 고려하는 목적함수에 맞게 MIN-MAX (최소의 지연이 먼저 고려된 후 플로우 수 (로드의 양)를 고려한 전송방식)와 MAX-MIN (최대의 플로우 수 (로드의 양)를 먼저 고려한 후 지연을 최소화 고려한 전송방식)을 적용한다. 즉, 각 알고리즘에서는 waiting time을 포함한 전송시간은 최소화 (MIN)하도록 전송하는 방식과 ER에 의해 결정된 각 그룹의 플로우의 개수 (로드의 양)는 많은 것이 우선 전송되도록 하는 플로우의 개수 (로드의 양)의 최대화 (MAX)를 고려하였으며 목적에 맞게 MIN과 MAX의 순서를 고려하였다.

플로우의 개수의 최대화와 로드 양의 최대화는 구별되어야 한다. 실제로 수율을 최대화하기 위해서는 로드 양의 최대화를 고려해야 하지만 이 경우 로드 양을 계산하여 비교하는 연산이 필요하다. 어떤 변수를 고려하든지 알고리즘은 거의 동일하므로 본 명세서에서는 더 작은 연산을 필요로 하는 플로우의 개수를 고려한 알고리즘으로 설명한다. 즉, 명세서에서 설명한 알고리즘에서 플로우의 개수 대신에 로드 양을 사용해도 된다. 제안하는 알고리즘은 지향성 안테나를 사용하여 공간을 재활용하고자 하는 모든 무선 네트워크의 자원 예약 구간에 적용가능하나, 이미 언급한 바와 같이 용어상의 편의를 위해 IEEE 802.15.3(802.15.3c)의 슈퍼프레임 구조를 이용하여 설명한다. [그림 22]는 아래에 설명한 MIMCT 알고리즘을 도시한 것이다.

두 알고리즘에서 기호  $\{A_{(i)}\}_{i=1}^k$  와  $\{A_{((i))}\}_{i=1}^k$  는 각각  $\{A_i\}_{i=1}^k$  와  $\{A_{(i)}\}_{i=1}^k$  를 크기가 증가하는 순서로 정렬하여 얻은 집합들로서,  $\{A_{(i)}\}_{i=1}^k$  는  $\{A_i\}_{i=1}^k$  의 정렬된 집합 (ordered set),  $\{A_{((i))}\}_{i=1}^k$  는  $\{A_{(i)}\}_{i=1}^k$  의 정렬된 집합 또는  $\{A_i\}_{i=1}^k$  의 재정된 집합 (reordered set)이라 하겠다.

또한 데이터전송률과 트래픽 로드는 같은 아랫 첨자를 쓰기로 한다. 즉, 트래픽 로드가  $l_i$  이면 그 로드를 가진 장치의 전송률은  $R_i$  로 표현한다.

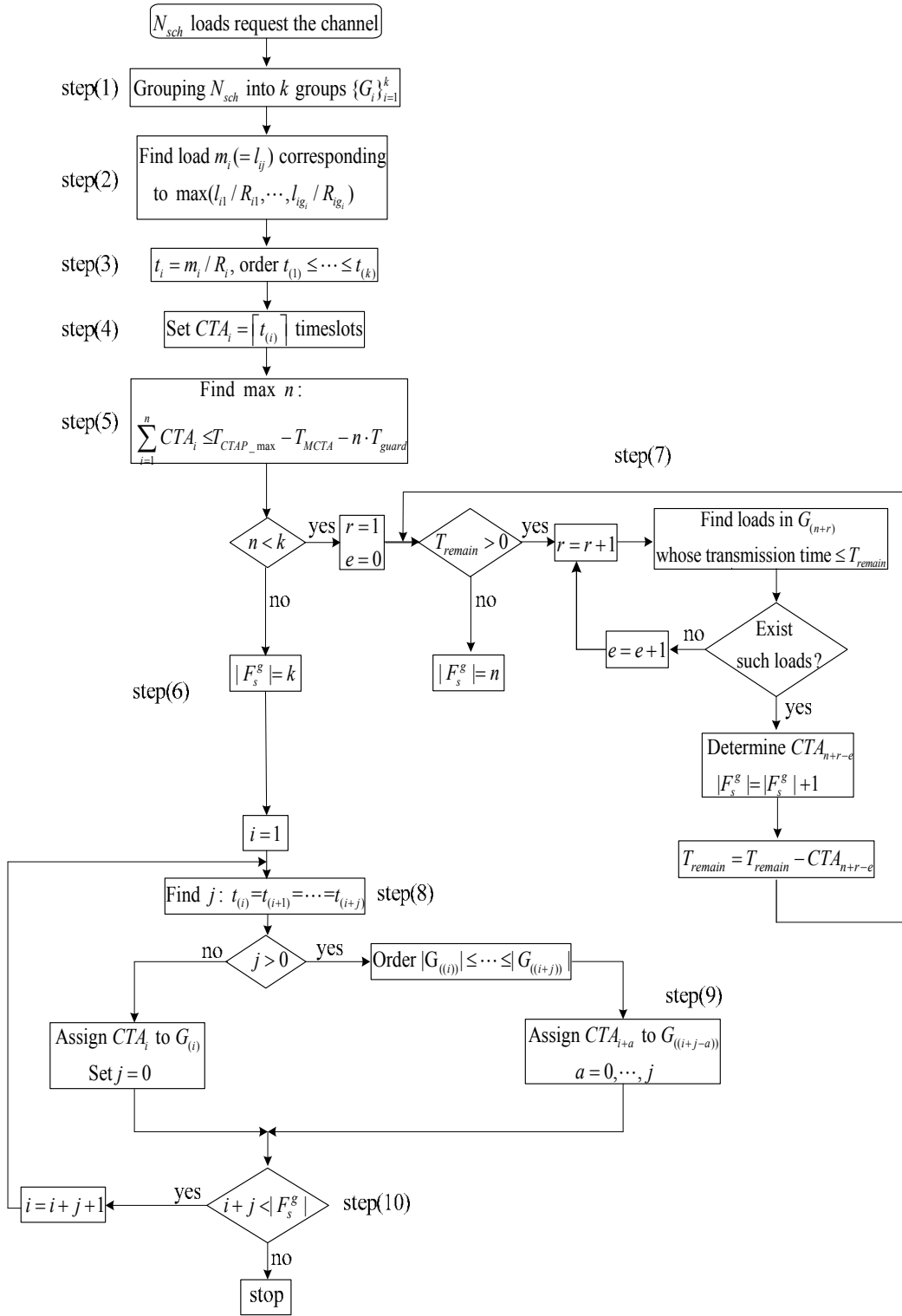


그림 22. 제안하는 알고리즘: MIMCT

가. (OPD)를 위한 MinMax Concurrent Transmission scheduling algorithm: MIMCT

**Step 1.** 자원을 요청하는  $N_{sch}$  플로우를 배타영역을 결정하는 기준을 이용하여  $k$ ,  $k \leq N_{sch}$ , 개의 집합으로 나눈다. 이  $k$  개의 집합 중 어떤 두 집합에도 공통으로 속해있는 플로우는 없다 (mutually disjoint).  $\{G_i\}_{i=1}^k$  는 나뉜 집합에 대응하는 그룹으로, 각  $G_i$  는 플로우의 로드들로 구성된 그룹이라 하자. 즉, 각각의  $G_i$  에 속한 로드들은 같은 CTA block 에서 동시 전송이 가능하다.  $l_j$  와  $g_i$  는 각각  $G_i$  그룹의  $j$  플로우의 로드와 그 그룹의 로드의 개수이다. 즉,  $G_i = \{l_{i1}, \dots, l_{i, g_i}\}$  이다. 그러면  $\sum_{i=1}^k g_i = N_{sch}$  이고 하나의 CTA block에서는

$$\sum_{j=1}^{g_i} l_{ij} \text{ 만큼의 로드들이 전송될 수 있다.}$$

**Step 2.**  $m_i$  를 각 그룹  $G_i$  에서 가장 긴 전송 시간을 필요로 하는 플로우의 로드라 하자. 즉,  $m_i$  는  $l_{ij}$  중의 하나로  $\max(l_{i1}/R_{i1}, \dots, l_{i, g_i}/R_{i, g_i})$ ,  $i=1, \dots, k$ , 에 대응하는  $l_{ij}$  이다. 여기서  $R_{ij}$  은 로드  $l_{ij}$  를 가진 디바이스의 데이터 전송률이다. 만일 모든 디바이스의 데이터 전송률이 같다고 하면  $m_i = \max(l_{i1}, \dots, l_{i, g_i})$  임은 명백하다.

**Step 3.** 집합  $\{t_i\}_{i=1}^k$  를 로드들의 집합  $\{m_i\}_{i=1}^k$  의 전송시간이라 하자, 즉  $t_i = m_i / R_i$  이다. 이 전송시간  $\{t_i\}_{i=1}^k$  을 다음과 같이 증가하는 순서로 나열하자:  $t_{(1)} \leq \dots \leq t_{(k)}$ .  $t_{(i)}$  에 대응하는  $m_i$  를 포함하는 그룹을  $G_{(i)}$  로, 그 그룹의 원소들을  $l_{(i)1}, \dots, l_{(i)g_{(i)}}$  로 나타내자.

**Step 4.**  $CTA_i$  의 길이를  $\lceil t_{(i)} \rceil$  타임슬롯으로 셋팅한다.

**Step 5.** 슈퍼프레임에서 지원할 수 있는 CTA의 수,  $|F_s^g|$ , 를 결정하기 위하여 다음 식을 만족하는 최대값  $n$ ,  $n \leq k$ , 을 구한다:  $\sum_{i=1}^n CTA_i \leq T_{CTAP\_max} - T_{MCTA} - n \cdot T_{guard}$ . 여기서  $T_{CTAP\_max}$  는 사용 가능한 CTAP의 길이의 최대값이다.

**Step 6.** 이제 다음과 같은 두 가지의 경우를 고려한다:  $n=k$  과  $n < k$ .

$n=k$  의 경우에는 모든  $k$  그룹에  $CTA_s$  가 할당되고  $|F_s^g| = k$  이다. 반면  $n < k$  의 경우에는,

$$T_{remain} = T_{CTAP\_max} - T_{MCTA} - n \cdot T_{guard} - \sum_{i=1}^n CTA_i \text{ 로 정의된 남은 시간 } T_{remain} \text{ 이 0보다 크지 확인한다.}$$

**Step 7.** 이 step은 CTA를 할당 받지 못한 남은 그룹에 속한 로드들 중에서 그 슈퍼프레임에서 예약에 사용되지 않은 짧은 남은 시간 동안 전송이 가능한 로드들을 선별하여 전송하는 과정이다. 이 과정은 다음 슈퍼프레임에서 전송해야 하는 로드들 줄이는 것이 목적이다.

즉,  $n < k$  이고  $T_{remain} > 0$  이면,  $\{G_{(n+r)}\}_{r=1}^{k-n}$  에 속한 로드들 중  $T_{remain}$  시간 내에 전송이 완료될

수 있는 로드들이 있는지 확인한다. 이러한 확인은 그룹별로, 또한 그룹의 순서대로 시행된다. 즉, 그룹의 순서에 따라  $G_{(n+1)}$  그룹부터 확인한다.

- a) 만일  $G_{(n+1)}$  그룹에서 그러한 로드들이 있으면  $CTA_{n+1}$  를 그 로드들이 전송을 하기 위해 필요한 시간으로 셋팅하고  $|F_s^g|$  은 1을 증가시킨다. 또한  $T_{remain}$  은

$$T_{remain} = T_{CTAP\_max} - T_{MCTA} - n \cdot T_{guard} - \sum_{i=1}^{n+1} CTA_i$$

로 다시 셋팅한다. 이렇게 다시 셋팅된  $T_{remain}$  로 나머지 그룹  $\{G_{(n+r)}\}_{r=2}^{k-n}$  에 대하여 이 과정을 반복한다. 이러한 작업은 더 이상 확인할 그룹이 없거나, 즉,  $|F_s^g| = k$  이거나, 또는  $T_{remain} = 0$  이 될 때까지 실행한다..

- b) 만일  $G_{(n+1)}$  그룹에 이러한 로드들이 없으면  $G_{(n+2)}$  그룹에 속한 로드들에 대하여  $T_{remain}$  시간 동안 전송이 완료될 수 있는 로드들이 있는지 확인하고  $\{G_{(n+r)}\}_{r=3}^{k-n}$  에 대하여 a)에서 실행과 것과 같은 과정을 실행한다.

- c) 이러한 로드들이  $G_{(n+2)}$  에도 없으면 나머지 그룹에 속한 로드들에 대하여 순서대로 b) 와 같은 과정을 실행한다.

$|F_s^g| = n+r$  일 때  $G_{(n+r)}, r_1 = 1, \dots, r$ , 그룹에는  $CTA_{n+r_1}$  에서 전송되지 못하는 로드가 있지만 다음 슈퍼프레임을 더 효율적으로 사용하기 위하여  $G_{(n+r_1)}$  그룹의 일부 로드를 전송하는 것이다.

이제 정렬된 처음의  $|F_s^g|$  그룹들  $G_{(1)}, \dots, G_{(|F_s^g|)}$  에 속한 로드들은 모두 또는 일부가 전송될 것이며 나머지  $k - |F_s^g|$  그룹에 속한 로드들은 다음 슈퍼프레임에서는 전송의 기회를 얻지 못할 것이다.

**Step 8.** 다음은 각 그룹의 전송순서를 고려한다. 전송순서는 전송시간이 짧은  $G_{(i)}$  그룹을 먼저 전송하고 (MIN) 전송시간이 증가하는 순서로 전송한다. 즉, 첫 번째 전송그룹은  $G_{(i)}$  이다 ( $i=1$ , 여기서  $i$  는 CTA block이 할당된 그룹의 수이다). 이 단계는 반복될 것이므로 일반적인  $i$  에 대해서 설명한다.

이 단계에서 만일 같은 전송시간을 필요로 하는 그룹이 있으면, 즉  $t_{(i)} = \dots = t_{(i+j)}$  인  $j > 0$  가 존재하면, 다음 step, step 9,에서와 같이  $G_{(i)}$  들의 크기, 즉 그룹들의 로드들의 개수,를 비교한다.

**Step 9.** 만일 전송시간이 같은 그룹이 없으면, 즉  $j=0$  이면  $CTA_i$  를  $G_{(i)}$  에 할당한다. 만일 전송시간이 같은 그룹이 있으면, 즉  $j > 0$  이면 정렬된 그룹  $G_{(i)}$  들을 그 크기에 따라 다음과 같이 재정렬한다:  $|G_{(i)}| \leq \dots \leq |G_{(i+j)}|$ . 여기서  $\{G_{(ro)}\}_{ro=i}^{i+j}$  는 정렬된 그룹들  $\{G_{(o)}\}_{o=i}^{i+j}$  의



재정렬된 그룹을 나타낸 것이며 그 크기는  $|G_{((i))}| = g_{((i))}$  로 표현한다. 이제  $CTA_{i+a}$  를 그룹  $G_{((i+j-a))}$  에 할당한다,  $0 \leq a \leq j$ , (MAX). 즉, step 9까지 에서는 처음  $i+j$  그룹에 CTA block이 할당된다.

만일  $|G_{((i))}| = |G_{((i+1))}|$  가 발생하는 경우가 생기면 채널을 더 효율적으로 사용하기 위하여 각 그룹의 여러 가지 특성 예를 들면, 각 그룹에 속한 로드들의 전송 완료시간의 분산 등을 비교할 수도 있다.

**Step 10.** 이제  $i+j+1$  그룹부터 CTA block을 할당하기 위하여  $i$  를  $i+j+1$  로 치환하고 step 8-step 9를 반복하여 모든  $|F_s^g|$  그룹에 CTA block이 할당한다.

#### 나. (OPT)를 위한 MAXMin Concurrent Transmission scheduling algorithm: MAMCT

**Step 1.** 이 단계는 MIMCT와 같다.

**Step 2.**  $g_i$  를 증가하는 순서로 나열한다:  $g_{(1)} \leq \dots \leq g_{(k)}$ .  $g_{(k+1-i)}$  에 대응하는 그룹을  $G_{(i)}$ , 그 원소들을  $l_{(i)1}, \dots, l_{(i)g_{(i)}}$  로 나타낸다,  $1 \leq i \leq k$ . MAMCT에서는,  $i$  번째 CTA를 그룹  $G_{(i)}$  에 할당한다 (MAX). 즉, 로드의 수가 많은 그룹부터 먼저 전송을 하도록 예약한다.

**Step 3.**  $\{m_{(i)}\}_{i=1}^k$  를 그룹  $\{G_{(i)}\}_{i=1}^k$  에서 전송시간이 최대가 되는 로드들이라 하자. 즉,  $m_{(i)}$  는  $\max(l_{(i)1}/R_{(i)1}, \dots, l_{(i)g_{(i)}}/R_{(i)g_{(i)}})$  에 대응하는 로드로서  $\{l_{(i)j}\}_{j=1}^{g_{(i)}}$  중의 하나이다,  $1 \leq i \leq k$ .  $\{t_i\}_{i=1}^k$  를 로드  $\{m_{(i)}\}_{i=1}^k$  들의 전송시간이라 하자.

**Step 4.**  $CTA_i$  의 길이를  $\lceil t_i \rceil$  타임슬롯으로 셋팅한다.

**Step 5-7.** 이 단계들은 MIMCT와 같다.

**Step 8.** 이제 전송순서는 다음과 같다: 그룹  $G_{(1)}$  가 첫 번째로 전송되고 연속적으로 그룹의 순서에 따라 전송한다. 그러므로 MIMCT에서와 같이  $i=1$  로 셋팅한다.

MIMCT에서와 같이 이 단계도 반복될 것이므로 일반적인  $i$  에 대해서 설명한다.

이 단계에서는 로드의 개수가 같은 그룹이 있으면, 즉  $g_{(i)} = \dots = g_{(i+j)}$  이 성립하는  $j > 0$  이 있으면 다음 step, step 9,에서 그에 대응하는 그룹의 전송시간을 비교한다.

**Step 9.** 만일 그런 그룹이 없으면, 즉  $j=0$  이면  $CTA_i$  을  $G_{(i)}$  에 할당한다. 만일 그런 그룹이 존재하면, 즉  $j > 0$  이면 정렬된 그룹들  $G_{(i)}$  을 요구하는 전송시간  $\{t_{i+a}\}_{a=0}^j$  에 따라 재정렬한다. 즉,  $t_{(i)} \leq \dots \leq t_{(i+j)}$  를 고려하여 각 시간  $t_{(i)}$  에 대응하는 그룹을  $G_{((i))}$  로, 그 그룹에 속한 원소를  $l_{((i))1}, \dots, l_{((i))g_{((i))}}$  로 나타낸다. 이제  $CTA_{i+a}$  를 그룹  $G_{((i+a))}$ ,  $0 \leq a \leq j$ , 에 할당한다 (MIN). 즉, Step 9까지 에서는 처음  $i+j$  그룹에 CTA block이 할당된다.

$t_{(i)} = t_{(i+1)}$  인 경우가 생기면, MIMCT 에서 언급한 바와 같이 더 효율적인 자원의 사용을 위

해 그룹이 가지고 있는 자원을 예약하기 위한 더 많은 요인을 고려할 수 있다.

**Step 10.** 이제  $i+j+1$  그룹부터 CTA block을 할당하기 위하여  $i$ 를  $i+j+1$ 로 치환하고,  $|F_s^g|$  그룹에 CTA가 할당될 때까지 step 8-step 9를 반복한다.

[그림 23]은 MIMCT와 MAMCT를 한 예를 통하여 설명 및 비교한 것이다. 자원을 요청하는 플로우는  $N_{sch} = 15$  라 가정하였고 15개의 플로우는 ER 기준을 통하여 다음과 같은 4개의 트래픽 로드들로 구성된 전송 그룹으로 분류되었다고 하자 (step 1):  $G_1 = \{3,4,6,7,9\}$ ,  $G_2 = \{2,2,4,10\}$ ,  $G_3 = \{1,3,4\}$ , 그리고  $G_4 = \{7,8,9\}$ . 데이터 전송률을  $R=1$  이라 가정하면, MIMCT의 경우에는  $t_{(1)} = 4$ ,  $t_{(2)} = 9$ ,  $t_{(3)} = 9$ ,  $t_{(4)} = 10$ , 그리고  $t_{(2)} = t_{(3)}$ , 이며, 위에서 설명한 알고리즘에 따르면 다음과 같은 정렬된 그룹들 또는 재정렬된 그룹을 얻는다.  $G_{(1)} = G_3 = \{1,3,4\}$ ,  $G_{(2)} = G_1 = \{3,4,6,7,9\}$ ,  $G_{(3)} = G_4 = \{7,8,9\}$ , 그리고  $G_{(4)} = G_2 = \{2,2,4,10\}$ .

이 순서대로 CTA block을 할당하여 전송하면 [그림 23 a)]에 나타난 바와 같이 전송된다. MAMCT의 경우에도 설명한 알고리즘을 따라 그룹별 전송 순서를 정하면 [그림 23 b)]에 나타난 바와 같이 전송된다. 이 예에서는 두 가지 경우를 고려하였는데, Case 1은 CTA 구간의 길이가 충분한 경우이고 Case 2는 구간의 길이가 충분하지 않은 경우이다. Case 1에서는  $|F_s^g| = n = 4$  이므로 모든 그룹에 속한 로드는 모두 전송된다. 그러나 Case 2에서는 MIMCT와 MAMCT 모두  $n=3$  이고  $|F_s^g| = 4$  이다. 즉, 순서대로 처음 세 그룹의 속한 노드들은 모두 전송이 되나 마지막 그룹에 속한 노드 중에는 전송이 되지 못하는 노드가 존재한다. 빨간색으로 표시한 것이 전송되지 못하는 로드이다.

## 제6항 성능 측도

제안하는 알고리즘의 성능을 측정하기 위한 측도로서 수율, 지연, 링크의 효율적 사용 정도, 그리고 채널 점유율 등을 고려한다. 기호의 단순화를  $G_{(j)}$  와  $G_{((j))}$  를 각각 한번과 두 번 비교하여 순서가 결정된 로드의 그룹이라 하자. 제4절 2항에 나타난 예제 중 MIMCT에서  $G_{(1)}$  과  $G_{(4)}$  는 로드의 개수를 비교할 필요가 없었다. 이 경우  $G_{(1)}$  과  $G_{(4)}$  를 각각  $G_{((1))}$  와  $G_{((4))}$  로 나타낸다. 그러면 어떤 알고리즘에서도 다음과 같은 그룹 순서도 CTA 블록이 할당된다:  $G_{((1))}, G_{((2))}, \dots, G_{((F_s^g))}$ .  $t_{(j)}, g_{(j)}, l_{i,(j)}, 1 \leq i \leq g_{(j)}$ , 그리고  $m_{(j)}$  을 각각  $G_{((j))}$ ,  $1 \leq j \leq |F_s^g|$ , 그룹의 전송시간, 로드 개수, 로드 양, 그리고 가장 긴 전송시간을 필요로 하는 로드라 하자. 모든 사용자의 전송률이  $R$  이라고 가정하면, 제안하는 알고리즘에

대하여 피코넷 안에 있는 플로우 당 평균지연은 다음과 같다:

$$E_f(D) = \frac{1}{N_{sch}} \left[ E_{sf} \cdot \sum_{i=1}^{|F_s^g|} g_{((i))} + \left\{ T_{SF\_max} - (T_{beacon} + 2T_{guard} + T_{CAP} + T_{MCTA}) \right\} \cdot \left\{ N_{sch} - \sum_{i=1}^{|F_s^g|} g_{((i))} \right\} \right],$$

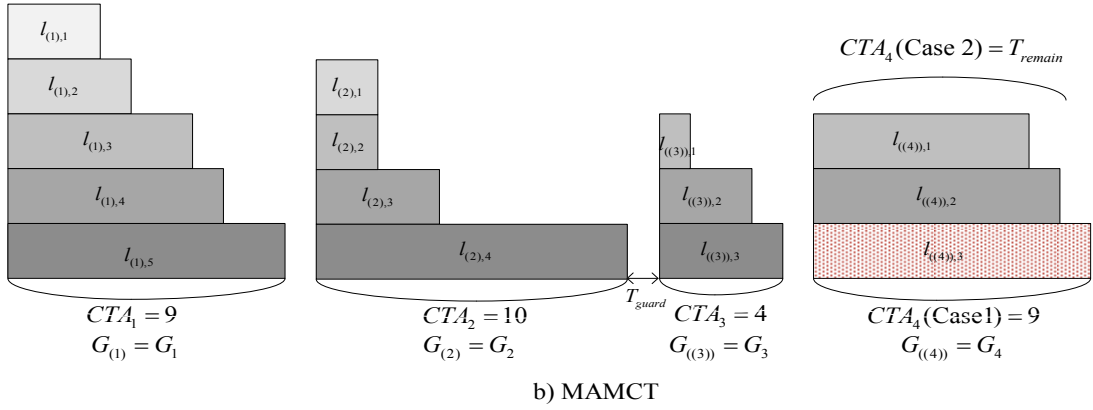
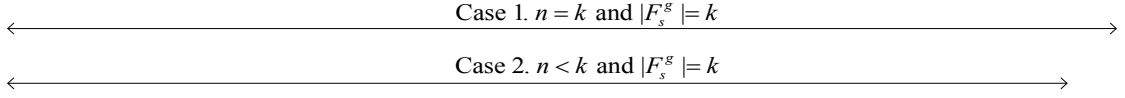
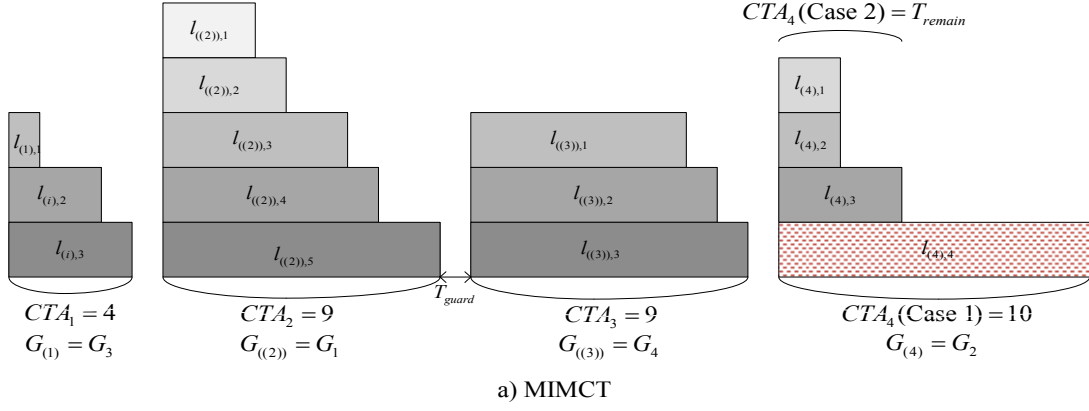
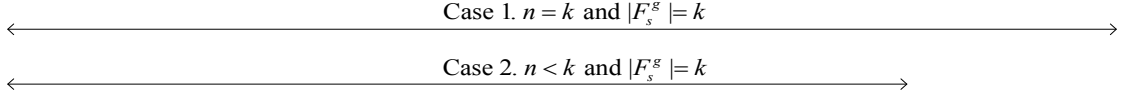


그림 23. 한 예제

여기서  $E_{sf}(D)$  전송이 성공한 플로우의 평균지연으로서 다음과 같이 주어진다.

$$E_{sf}(D) = \frac{1}{\sum_{i=1}^{|F_s^g|} g_{((i))}} \left\{ \sum_{j=1}^{|F_s^g|} \sum_{i=1}^{g_{((j))}} l_{i,((j))} + \sum_{j=2}^{|F_s^g|} \left( \sum_{i=1}^{j-1} \lceil t_{((i))} \rceil \right) \cdot g_{((j))} \right\}.$$

제안한 알고리즘에 대한 수율,  $Th_{CTA}$ , 은 최적화 정식 (OPT)에서 정의한 식으로 계산한다. 링크의 효율적인 사용 정도를 나타내는 척도로서 링크 효율성  $\rho$  를 다음과 같이 정의한다:

$$\rho = \frac{\mu \cdot E(l)}{R_{support}}$$

여기서  $E(l)$  는 평균 로드의 양이고  $\mu$  는 서비스율이다. 서비스율은 한 CTA 기간에서 전송할 수 있는 플로우의 수로서  $\mu = \sum_{i=1}^{|F_s^g|} g_{((i))}$  로 나타낼 수 있다. Let  $O_{ch}$  를 한 CTA 기간 동안의 채널 점유율이라 하면 이는 다음과 같이 나타낼 수 있다.

$$O_{ch} = \frac{\sum_{i=1}^{|F_s^g|} t_{((i))}}{T_{SF\_max} - (T_{beacon} + 2T_{guard} + T_{CAP} + T_{MCTA})}$$

## 제7항 모의실험 결과

### 가. 성능분석 환경

모의실험은 매텔랩 7.7을 이용하였으며 시뮬레이션의 결과는 5000번을 반복하여 얻은 것이다. 모의실험에서 사용한 파라미터들은 IEEE 802.15.3c 표준에 기반한 것으로 [표 10] 에 나타나 있다.

표 10. 모의실험에 사용한 파라미터들

Parameter	Description	Value	Parameter	Description	Value
$T_{SF\_max}$	Maximum superframe duration	$65535\mu s$	$G_0$	Cross correlation between any two flows	$10^{-2}$
$T_{beacon}$	Length of beacon frame including PHY header and preamble	$50\mu s$	$k_1$	Constant depending on wavelength	$10^{-51/10}$
$T_{CAP}$	Length of CAP	$500\mu s$	$P_T$	Transmission power	10mW

$T_{MCTA}$	Length of MCTA	$10\mu s$	$L$	A room side	$\sqrt{50m}$
$T_{guard}$	Guard time	$160ns$	$W$	Frequency bandwidth	2160MHz
$t_{slot}$	Slot time	$1.5\mu s$	$\eta$	Radiation efficiency	0.7, 0.9
$T_{SIFS}$	Length of SIFS	$0.9\mu s$	$R_{max}$	Maximum data rate	1Gbps
$\theta$	Beamwidth	$20^\circ - 180^\circ$	$R_{min}$	Minimum data rate	0.3Gbps

모의실험에서는 전술한 가정, 예를 들면 트래픽 발생은 포아송 분포를 따른다는 등의 가정들을 모두 적용하였다.  $N$  개의 장치들은  $L \times L$ ,  $L = \sqrt{50m}$ , 방에 랜덤하게 분포하고 있다고 가정하였다. 이  $L$  값은 방의 대각선이  $10m$  가 되게 하는 것으로 이는 mmWave를 사용하는 WPAN의 커버리지라 할 수 있다. 한 장치는 송신과 수신을 동시에 할 수 없다고 가정하였다. 그러므로 최대  $\lfloor N_{req} / 2 \rfloor$  플로우가 전송할 수 있다. 각 알고리즘에서 파라미터들의 효과를 알아보기 위하여 파라미터 값을 달리하며 성능을 보았다. 모든 그림에서  $\alpha = 4$  로 설정하였고 그림 7-10에서  $\lambda = 10$  으로 설정하였다. 각 그림마다 파라미터들을 다르게 설정하였다. 플로우의 로드 양  $\{l_i\}_{i=1}^{N_{sch}}$  는 서로 독립이고 파라미터가  $1/l$  인 지수분포를 따른다고 가정하였다. 802.15.3c 표준에 따르면 표준 aggregation 모드에서 mMaxSubframeNumi은 8이고 mMaxSubframeSize 은 1,0478,575 bytes이다. 그러므로 지원 가능한 최대 로드양은 8,3828,600 bytes이다. 전송률은 1Gbps 을 사용하였고 전송에 필요한 평균 전송시간이 10ms와 20ms 인 두 가지의 평균 로드를 사용하였다. 이에 대응하는 데이터 전송률은 각각 1.25Mbps 와 2.5Mbps 이고 이를 단순히  $l=10ms$  와  $l=20ms$  로 표현하기로 한다.

제안한 알고리즘들과 성능을 비교하기 위하여 RANCT와 NCT라는 두 가지 전송기술을 고려하였다. RANCT는 동시전송 가능한 그룹이 만들어지는 순서대로 그룹 전송하는 기법이다. ER criterion에 의하여 전송그룹을 만들 때 일반적으로 먼저 만들어지는 그룹이 더 많은 플로우를 포함하게 된다. 그러므로 RANCT는 더 많은 플로우를 포함하는 그룹이 먼저 전송 될 확률이 높다.

NCT는 지향성 안테나를 사용하지 않아 플로우들을 그룹화하지 않고 전송하는 것이다. 즉, 한 CTA 블록에는 한 플로우만 전송한다.  $T_{remain}$  을 사용하는 것은 또 다른 전송방식의 하나일 것이므로 시뮬레이션에서 RANCT 와 NCT 둘 다  $T_{remain}$  은 사용하지 않는다.

다음 [표 11]는 매틀랩을 이용한 MIMCT의 시뮬레이션 코딩을 일부 보여주고 있다. 또한 [그림 24]에서는 모의실험에 의해 얻은 알고리즘의 적용의 한 예를 보여주고 있다. 왼쪽에 있는 그림은  $N_{sch} = 25$  일 때 송수신장치들의 위치와 각 송수신장치들 간의 플로우의 로드 양을 나타내고 있으며 오른쪽의 테이블은 알고리즘에 의해서 얻은 로드들의 그룹들 (e.g. MIMCT\_algorithm)과 주어진  $T_{remain}$  내에서 실제로 전송된 로드들의 양(e.g. MIMCT\_tx)을 나타내고 있다. 테이블에서 행으로 나열된 수들은 동시에 전송하는 로드들의 양을 나타낸 것이고 행의 수는 ER criterion에 의해 만들어진 동시 전송 그룹의 갯수이다. [표 10] 에 의하면 알고리즘을 위하여 사용할 수 있는 CTA 기간, 즉  $T_{SF\_max} - (T_{beacon} + 2T_{guard} + T_{CAP} + T_{MCTA})$ 로 정의된 구간의 길이는 64.9747ms이다.

제안하는 두 알고리즘의 특성을 살펴보면 다음을 알 수 있다: MIMCT는 로드는 작지만 많은 그룹을 전송할 수 있는 반면, MAMCT는 동시에 많은 로드를 전송할 수 있지만 더 적은 수의 그룹을 전송한다. 그러므로 MIMCT는 더 많은 수의 플로우를 MAMCT는 더 많은 양의 로드를 전송할 수 있다. 그러므로 더 많은 플로우에게 전송 기회를 준다는 의미에서는 MIMCT가 MAMCT 보다 fair하다고 볼 수 있다.

표 11. MIMCT 시뮬레이션 코딩의 일부

```

for s = 1 : num_sim

    %%%%%%%%%%%
    %           플로우 생성           %
    %%%%%%%%%%%
    nodes = param.width * rand(1, num_nodes(c)) + sqrt(-1) * param.height *
            rand(1, num_nodes(c));
    N = floor(length(nodes) / 2); flows = zeros(N, 2);
    flows(:) = nodes(1: (N*2));
    distance = abs(flows(:, 2) - flows(:, 1));
    Pt = param.Pt;

    if ~isempty(flows)

        %%%%%%%%%%%
        %           동시전송그룹 생성           %
        %%%%%%%%%%%
        remain_flows = [1 : length(flows(:, 1))];
        group = make_group(flows, remain_flows, Pt);

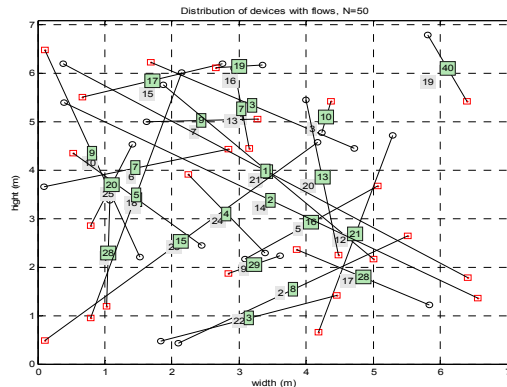
        %%%%%%%%%%%
        %           각 플로우별 전송시간 (CTA) 할당           %
        %%%%%%%%%%%
        cta_flows = ceil(exprnd(param.cta_lambda, length(flows(:, 1)), 1));

        %%%%%%%%%%%
        %           그룹 sorting           %
        %%%%%%%%%%%
        [s_group, cta_group] = sort_group(group, cta_flows);

        %%%%%%%%%%%
        %           그룹별 플로우 개수 생성 벡터           %
        %%%%%%%%%%%
        num_flows_group = zeros(1, length(group(:, 1)));
        for i = 1 : length(group(:, 1))
            num_flows_group(i) = length(nonzeros(group(i, :)));
        end

        %%%%%%%%%%%
        %           MIMCT 그룹 sorting           %
        %%%%%%%%%%%
        [val, ind] = cta_sort(cta_group(:, 1), num_flows_group);
        mimct_group = s_group(ind, :); mimct_cta_group = cta_group(ind, :);
    end
end

```



black circle: transmitter, red square: receiver  
grey square: flow number, green square:load

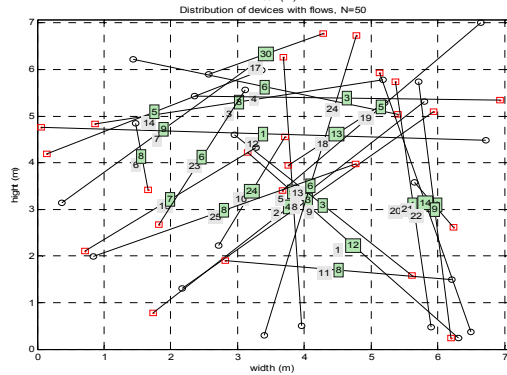
Available time for CTA blocks=64.9747

MIMCT_algorithm	MIMCT_tx
4	0 0 0
13	5 2 0
16	9 9 0
19	7 3 1
20	0 0 0
21	8 7 3
28	17 15 0
29	7 0 0
40	28 10 2

$T_{remain} = 12.9740$

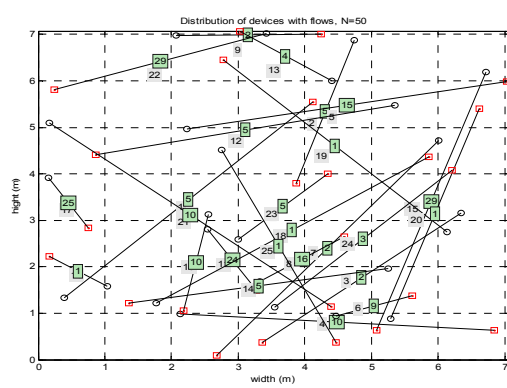
MAMCT_algorithm	MAMCT_tx
12	8 8 4
6	3 3 0
9	7 5 0
10	8 5 0
14	6 1 0
24	9 1 0
8	3 0 0
30	5 0 0
6	0 0 0
13	0 0 0

$T_{remain} = 13.9739$



RANCT_algorithm	RANCT_tx
5	2 2 0 0
29	25 15 10 5
9	5 2 1 0
29	16 4 0 0
24	1 0 0 0
5	5 0 0 0
10	1 0 0 0
10	1 0 0 0
3	0 0 0 0
1	0 0 0 0

$T_{remain} = 21.9742$



NCT
2 7 3 2 2 5 4
1 18 6 5 10 26 5
4 2 14 3 5 40 8
34 2 8 8

$T_{remain} = 9.9729$

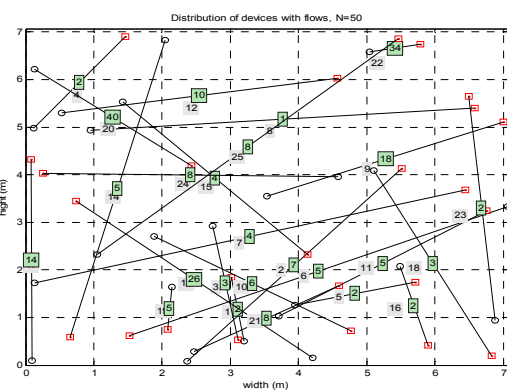


그림 24. 시뮬레이션으로 얻은 알고리즘 적용의 한 예



또한  $T_{remain}$  이 어떻게 사용되는지에 따라 성능이 좌우될 수 있음을 알 수 있다. MAMCT의 경우  $T_{remain}$  을 사용하는 그룹에 속한 플로우들은 더 짧은 길이를 가지며 그 그룹은 이미 전송된 그룹에 비해 플로우의 수도 적을 확률이 높은 반면 MIMCT의 경우 그 구간을 사용하는 그룹은 더 긴 길이를 가지지만 플로우의 수는 많을 것이다. 즉  $T_{remain}$  사용에 있어서 두 알고리즘 간에는 trade-off가 있을 것이다. 다시 말해, MAMCT는  $T_{remain}$  를 사용할 확률은 높은 반면 더 적은 수의 플로우를 전송할 것이고 MIMCT는 그 구간을 사용할 확률은 낮은 반면 더 많은 플로우를 전송할 것이다. MAMCT가  $T_{remain}$  을 사용할 확률이 더 크지만  $l$ 이 증가하면 그 확률은 모든 알고리즘에서 감소할 것이다.

MAMCT가 더 많은 플로우 그러므로 아마도 더 많은 로드를 전송할 것이므로 그 알고리즘은 MIMCT보다 수율이나 링크 효율성등의 성능이 파라미터들에 대해 더 민감할 것이다. 이는 다음의 그림들에서 나타나고 있다.

[표 12]는 시뮬레이션에서 나타난 성능측도들을 비교한 것이다. 이 결과 미루어보아 제안한 알고리즘들은 각각 그들의 목적에 적합함을 알 수 있다.

표 12. 성능 비교

Performance metric	Result
Throughput	MAMCT>MIMCT>RANCT>NCT
Average flow delay	MIMCT<MAMCT<RANCT<NCT
Link utility	MAMCT>MIMCT>RANCT>NCT
Channel occupancy rate	MAMCT>MIMCT>NCT>RANCT
Ratio of Tx groups	MIMCT>MAMCT>RANCT,
Ratio of nTx flows	MIMCT<MAMCT<RANCT<NCT
Ratio of nTx loads	MAMCT<MIMCT≤RANCT<NCT

이제 [표 12]의 결과들을 하나씩 설명하기로 한다.

[그림 25]는  $\eta=0.7$  이고  $\theta, \lambda$ , 그리고  $l$ 을 변화시켰을 때의 각 알고리즘의 수율을 비교한 것이다. 동시 전송 알고리즘은 더 작은  $\theta$ 에서 더 높은 수율을 나타내고 있음을 알 수 있다.  $l$ 이 증가하면 MAMCT의 수율은 증가하는 반면 나머지 알고리즘들은 감소한다. 이것은 MAMCT는 더 많은 수의 플로우를 가진 그룹이 먼저 전송되기 때문이고, 또한 다른 알고리즘에 비해  $T_{remain}$  이 더 효율적으로 사용되기 때문이다. 반면에  $l$ 이 커지면 MIMCT는  $T_{remain}$  의 사용 확률이 MAMCT보다 낮고  $T_{remain}$  는 길어지므로 RANCT와 NCT가

사용하는 CTA 구간의 길이는 줄어든다. 그러므로 이 경우 MAMCT를 제외한 나머지 세 알고리즘의 수율은 낮아진다.  $\theta$ 가 증가하면 동시에 전송할 수 있는 플로우의 수는 감소하므로 어떤 알고리즘이든 전송되는 로드의 양은 감소한다. 각 장치의 플로우 발생률을 달리 하였을 때의 변화는 거의 없음을 알 수 있다. [그림 26]은  $\eta=0.7$  이고  $\theta, \lambda$ , 그리고  $l$ 을 변화시켰을 때의 각 알고리즘의 평균지연을 비교한 것이다. 모든 알고리즘에서  $\theta$ 와  $l$ 이 증가하면 평균지연도 증가함을 알 수 있다.  $\theta$ 와  $l$ 들을 변화시켰을 때의 평균지연의 차이는  $N$ 이 증가하면 감소함을 알 수 있다. 이는  $N$ 이 커지면 한 그룹에 더 많은 플로우들이 속할 것이기 때문에 더 많은 플로우들이 동시전송을 하기 때문이다.  $l$ 이 증가하면  $T_{remain}$ 은 더 비효율적으로 사용될 것이기 때문에 MIMCT와 MAMCT의 평균지연의 차이는 줄어들 것이다.

[그림 27]은  $\eta=0.7$  이고  $\theta=40^\circ$  일 때  $l$ 을 변화시켰을 때의 링크의 효율적 사용 정도 및 채널 점유율을 비교한 것이다.  $l$ 이 증가할 때 알고리즘의 특성에 따라 MAMCT는 더 많은 로드를 반면에 MIMCT는 상대적으로 더 적은 양의 로드를 전송한다.  $T_{remain}$  구간에서 MIMCT는 상대적으로 더 긴 플로우를 전송해야 하므로 그 구간을 사용할 확률은 MAMCT에 비해 상대적으로 낮으므로 이는 링크 사용의 비효율성을 초래한다. 그림은 또한  $N_{seq} \geq 40$  일 때 MIMCT와 MAMCT의 채널점유율은 거의 1에 가까움을 보여준다.

[그림 28]은  $\eta$ 와  $\theta$ 를 변화시켰을 때 한 슈퍼프레임에서의 전송되는 그룹의 비 (ratio of Tx groups)와 전송되지 못하는 플로우의 비 (ratio of nTx flows)을 비교한 것이다.  $\eta$ 가 커지고  $\theta$ 가 작아질 때 전송되는 그룹의 비는 커지고 전송되지 못하는 플로우의 비는 작아짐을 알 수 있다. 두 알고리즘의 특성에 의해 이는 명백한 결과임을 알 수 있다.

[그림 29]는  $\theta$ 의 효과를 나타낸 것으로  $\theta$ 를  $20^\circ - 180^\circ$  사이에서 변화시켜 보았다.  $N=70$  이고  $\eta$ 를 변화시켰을 때의 수율과 전송되는 그룹의 비를 비교하였다.  $\theta$ 는 증가하고  $\eta$ 가 감소할 때 수율과 전송되는 그룹의 비는 감소함을 알 수 있다.

또한 전송되지 못한 그룹의 비는 MIMCT가 MAMCT보다 작은 반면, 전송되지 못한 로드의 양은 MAMCT가 MIMCT보다 작음을 알 수 있었다.  $\alpha$ 가 증가하면 ER 반경은 작아지므로 한 그룹은 더 많은 플로우를 포함하게 될 것이다. 그러므로 모든 알고리즘에서 수율은 더 커짐을 알 수 있었다.

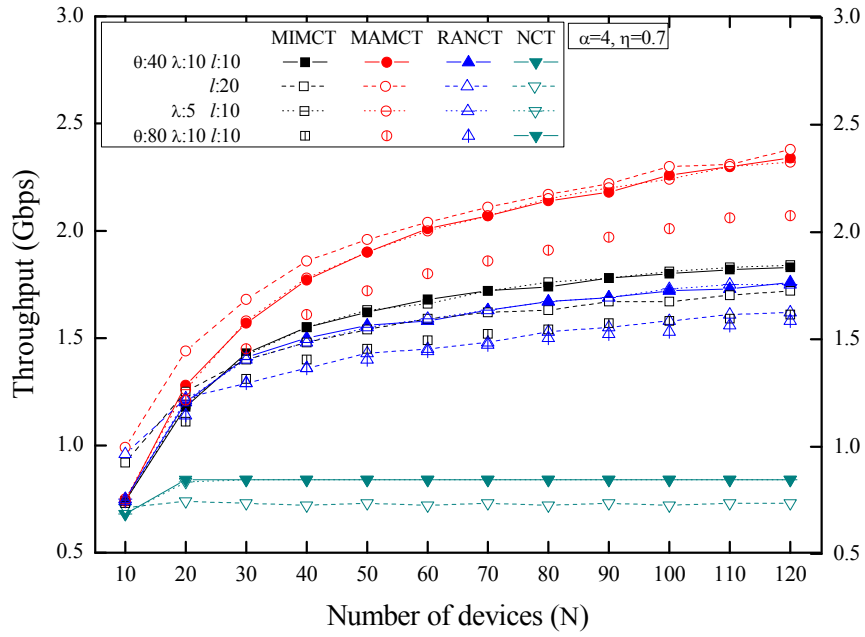


그림 25. 수율 비교

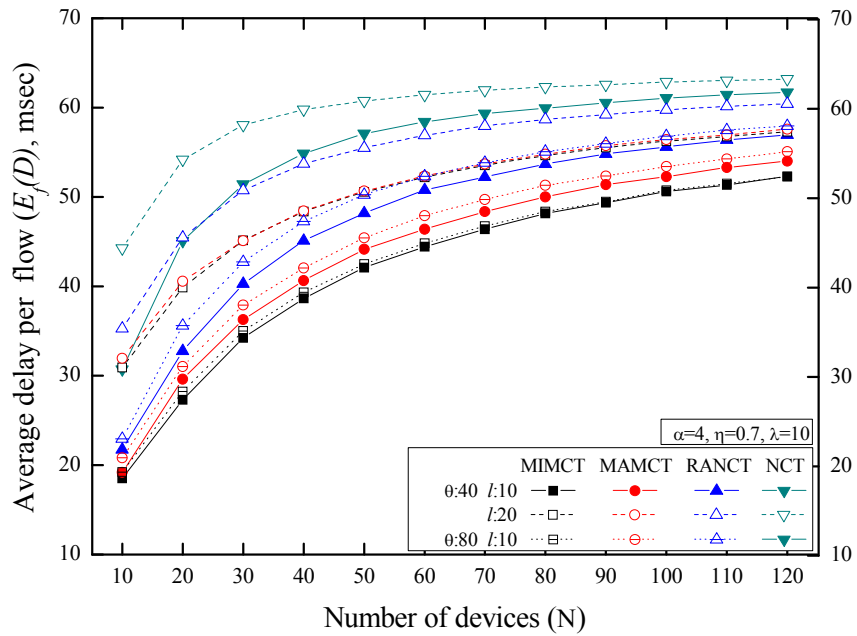


그림 26. 평균지연 비교

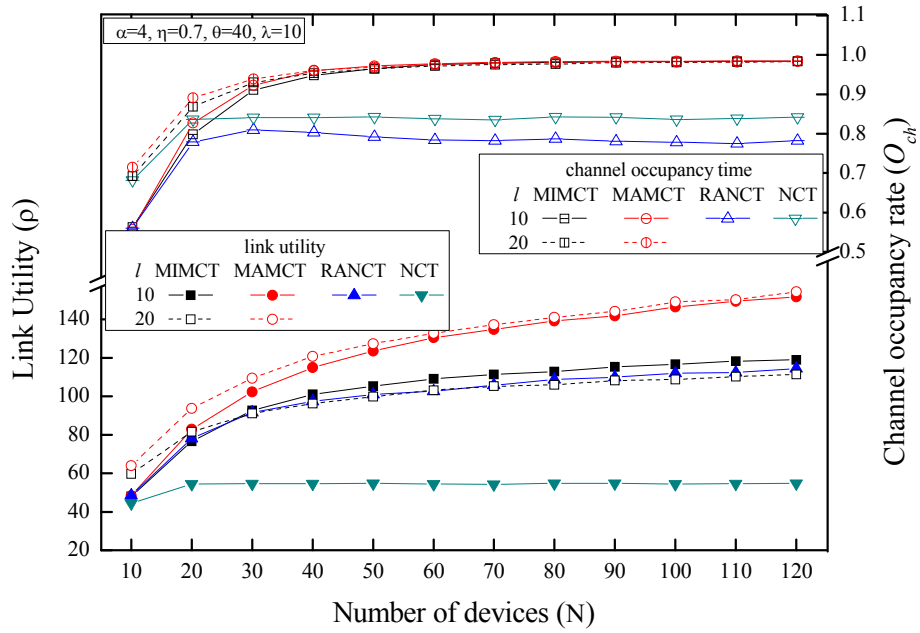


그림 27. 링크 효율성과 채널 점유율 비교

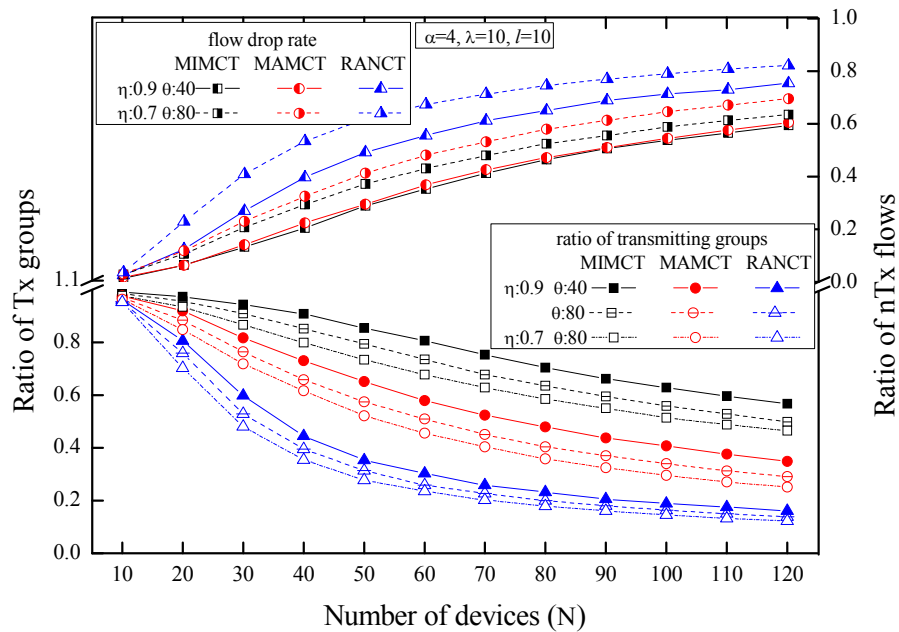


그림 28. 전송된 그룹의 비와 전송되지 못한 플로우의 비 비교

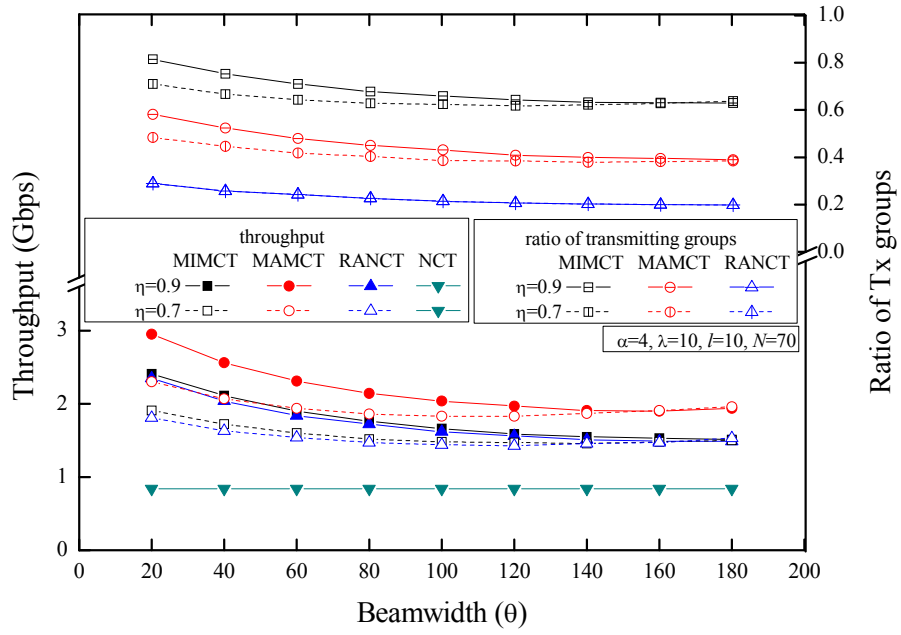


그림 29. Beamwidth에 따른 수율과 전송된 그룹의 비 비교



### 제 3 장 비/저활용 대역 WPAN 시스템을 위한 LDPC 설계 및 구현에 관한 연구

#### 제 1 절 Quasi-Cyclic(QC) LDPC (1440, 1344) 코드

LDPC코드는 길이가 매우 길고 랜덤한 형태의 부호이며, 복호가 간단한 장점을 가지고 있다. LDPC부호는 1960년에 Robert Gallagar가 MIT박사논문에서 제안한 부호였지만, 1990년대부터 비로소 재조명되어 활발히 연구가 진행되고 있는 부호기법이다. LDPC부호는 Turbo부호와 같이 Shannon의 채널용량에 근접하는 우수한 성능을 보인다. 또한 Quasi-Cyclic LDPC (1440, 1344) 코드는 60GHz 주파수 대역을 사용하는 WPAN 국제 표준인 IEEE 802.15.3c에 채택된 채널 코딩 기법이다.

##### 제1항 LDPC 코드의 정의

$C(H)$ 를  $(m \times n)$ 의 차수의 패리티 검사행렬  $H$ 를 갖는 선형부호라 하면, 패리티 검사행렬 각각의 열이 정확히  $d_v$  개의 1을 갖고 각각의 행은 정확히  $d_c$  개의 1을 갖는  $C(H)$ 를  $(d_v, d_c)$  정규 LDPC 부호(regular LDPC code)라 하고 패리티 검사행렬 각각의 행과 열이 균일한 1의 개수를 갖지 않으면 비정규 LDPC(irregular LDPC code)라 한다.

패리티 검사행렬에서 1의 density가 0.5 이하이면 density가 낮은 것이라 한다. 그리고  $d_v \ll m$ ,  $d_c \ll n$ 이면 density가 매우 낮은 것이다. 정규 LDPC 부호의 패리티 검사행렬  $H$ 에 있는 모든 1의 개수는  $d_c \times m = d_v \times n$  이므로 수식 다음 수식과 같은 관계가 성립한다.

$$(d_v / d_c) = (m / n) = 1 - (k / n) = 1 - R \quad (\text{수식 1})$$

여기서  $R$ 은 부호율이다. 따라서 LDPC 코드의 부호율은 다음 수식을 이용하여 구할 수 있다.

$$R = 1 - (d_v / d_c) \quad (\text{수식 2})$$

##### 제2항 Tanner 그래프

LDPC 부호가 재조명 되기 전에도 Michael Tanner가 LDPC 부호에 대한 연구를 진행하여 1981년에 LDPC 부호는 Tanner 그래프로 효율적으로 표현될 수 있음을 보였다.  $C(H)$ 인 부호어의 요소들과 관련된  $n$ 개의 변수노드(variable node)와  $H$ 의 행과 관련된  $m$

개의 검사노드(check node)를 이용하여 구성된 이분 그래프(bipartite graph)를 테너 그래프로 한다. Tanner 그래프에서  $H_{ij}$ 이면 검사노드  $i$ 는 변수노드  $j$ 와 가장자리(edge)로 연결됨을 의미한다. 다음 그림 (a)의  $5 \times 10$  차수의  $H$ 를 갖는  $(d_v, d_c) = (3, 6)$ 인 정규 LDPC 부호는 다음 그림 (b)와 같은 Tanner 그래프로 표현 할 수 있다.

$$H = \begin{bmatrix} 1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 1 & 1 \end{bmatrix}$$

그림 1(a) 검사행렬

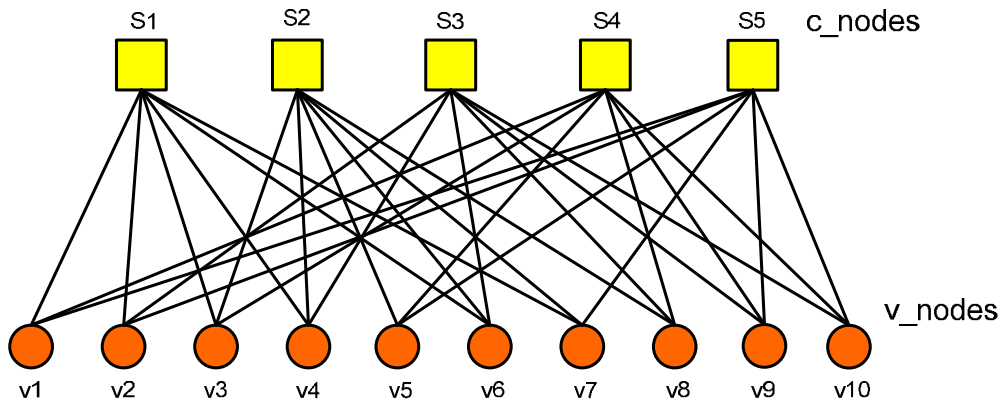


그림 1(b) Tanner 그래프

### 제3항 QC-LDPC 복호를 위한 Min-Sum 알고리즘

mmWAVE WPAN 시스템의 SC모드에서 사용되는 정규 LDPC (regular LDPC) 코드는 Quasi-cyclic LDPC (1440, 1344) 코드로서 검사행렬  $H$ 의 정의는 다음 표 및 수식에 의해서 구해진다.

표1 검사행렬  $H$ 에서 첫 15열의 1의 위치

$h_{0,0}$	$h_{1,0}$	$h_{4,0}$
$h_{32,1}$	$h_{34,1}$	$h_{39,1}$
$h_{64,2}$	$h_{70,2}$	$h_{78,2}$



$h_{8,3}$	$h_{18,3}$	$h_{95,3}$
$h_{31,4}$	$h_{42,4}$	$h_{54,4}$
$h_{63,5}$	$h_{76,5}$	$h_{91,5}$
$h_{14,6}$	$h_{145,6}$	$h_{94,6}$
$h_{30,7}$	$h_{47,7}$	$h_{83,7}$
$h_{17,8}$	$h_{62,8}$	$h_{80,8}$
$h_{28,9}$	$h_{48,9}$	$h_{82,9}$
$h_{22,10}$	$h_{60,10}$	$h_{81,10}$
$h_{27,11}$	$h_{49,11}$	$h_{84,11}$
$h_{7,12}$	$h_{53,12}$	$h_{77,12}$
$h_{19,13}$	$h_{44,13}$	$h_{85,13}$
$h_{6,14}$	$h_{46,14}$	$h_{75,14}$

For  $j \geq 15$ ,  $h_{i,j} = h_{\text{mod}(i + \text{floor}(j / 15), 96), \text{mod}(j, 15)}$  (수식 3)

LDPC 코드의 복호를 위해 다음과 같이 기호를 정의한다.

- $\Omega(i) \setminus \{j\}$ : 변수노드  $j$ 을 제외한 집합  $\Omega(i)$
- $\Omega(i) \setminus \{j\}$ : 검사노드  $j$ 을 제외한 집합  $\Omega(i)$
- $\omega(j)$ : 검사노드  $j$ 을 구성하는 변수노드의 집합
- $\omega(j) \setminus \{i\}$ : 변수노드  $i$ 을 제외한 집합  $\omega(j)$

LDPC 코드의 반복복호를 위한 BP(Belief Propagation) 알고리즘을 정의 하면 다음과 같다. 우선 각각의 각각의 CN  $j$ 와 VN  $i$ 에 대하여 다음의 수식들과 같이 계산한다.

초기화:  $L_{j \rightarrow i} = F_{i,j} \in \Omega(i)$  (수식 4)

$L_{j \rightarrow i} = 2 \times \tanh^{-1}[\prod_{l' \in \omega(j) \setminus \{i\}} \tanh((1 / 2) \times L_{l' \rightarrow j})]$  (수식 5)

$L_{i \rightarrow j} = F_{i,j} + \sum_{l' \in \Omega(i) \setminus \{j\}} L_{l' \rightarrow i}$ ,  $z_i = F_{i,j} + \sum_{l' \in \Omega(i)} L_{l' \rightarrow i}$  (수식 6)

$\hat{c}_i = 0 (z_i \geq 0)$   
 $\hat{c}_i = 1 (z_i < 0)$  (수식 7)

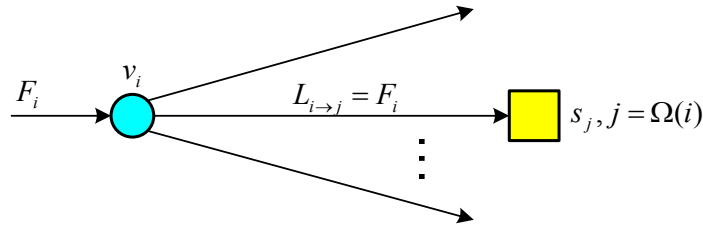
각각의 VN  $i$ 에 대하여 위의 수식에 따라  $\hat{c}_i = [\hat{c}_i]$  을 구하고  $\hat{c} \cdot H^T$  를 계산한다. 그리고 다음의 검사를 수행한다.  $\hat{c} \cdot H^T = 0$  이면  $\hat{c}$ 을 유효한 부호어로 인식하고 복호를 마친다.  $\hat{c} \cdot H^T \neq 0$ 이면 지금까지 수행한 반복복호 회수가 정해진 최대 반복복호 회수보다 많은지 적

은지 검사하여 적으면, (수식 5) 단계로 되돌아가서 반복복호를 수행하고 그렇지 않으면, 복호 실패를 하게 된다. 이러한 BP 알고리즘은 계산 과정을 간소화 할 수 있으므로 대부분의 LDPC 부호의 복호는 이 방법을 사용한다. 그러나 위에 설명된 BP 알고리즘의 (수식 5)에 나타나는 여러 번의  $\tanh()$  함수와 곱셈 연산이 하드웨어 설계시 복잡도를 증가시킨다. 따라서 이러한 계산을 간단하게 할 수 있는 방법이 요구된다. (수식 5)의 정보 전달식을 근사식으로 대체한 알고리즘을 Min-Sum 알고리즘이라 하고 과정을 정리면 다음 수식과 같이 표현할 수 있다.

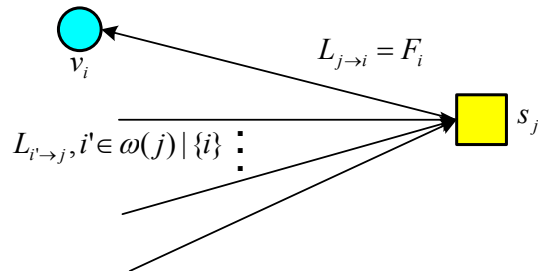
$$L_{j \rightarrow i} \approx (\prod_{i' \in \omega(j) \setminus \{i\}} \alpha_{i'j}) \cdot \min_{i' \in \omega(j) \setminus \{i\}} \beta_{i'j} \quad (\text{수식 8})$$

$$\alpha_{i'j} = \text{sign}(L_{i' \rightarrow j}), \beta_{i'j} = |L_{i' \rightarrow j}| \quad (\text{수식 9})$$

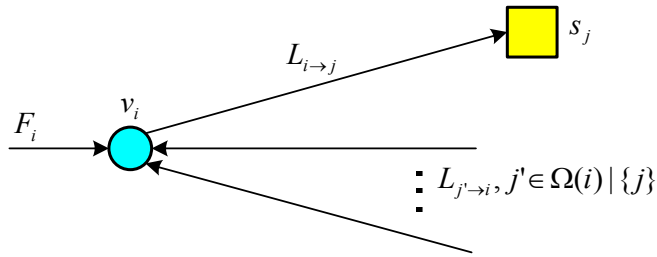
Min-Sum 알고리즘에서는 복잡한  $\Phi(x)$  및  $\tanh()$  연산을 피할 수 있고 최소 값만을 사용하므로 연산이 간단해지는 장점이 있어 LDPC 복호기의 하드웨어 구현시 일반적으로 사용되는 알고리즘이다. 다음 그림은 앞의 (수식 5) ~ (수식 6)들의 연산을 각각의 변수노드와 검사노드에서 표현한 것이다.



(a) VN에서 CN으로 정보전달 초기화



(b) CN에서 VN으로 정보전달



(c) VN에서 CN으로 정보전달

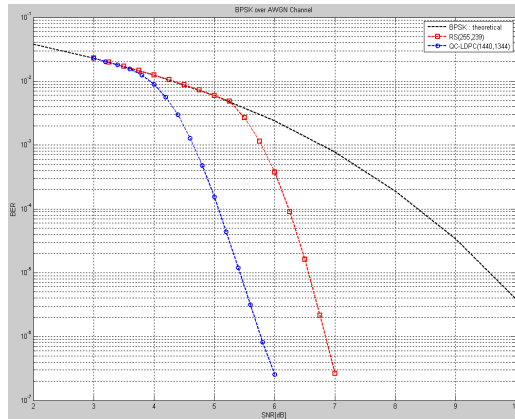
## 제 2 절 Quasi-Cyclic(QC) LDPC (1440, 1344) 코드

IEEE 802.15.3c D04에서 사용되는 Regular LDPC 코드는 Quasi-cyclic LDPC (1440,1344) 코드로서 검사행렬  $H$  는 각 행 마다 동일 한 1의 개수(45개)를 가지고 있다. LDPC 코드의 반복 복호를 위해서 계산과정을 간소화하는 Log-BP(Belief Propagation) 알고리즘을 대부분의 LDPC 코드에 사용하였지만, BP알고리즘은 여러 번의  $\tanh()$  함수와 곱셈 연산이 하드웨어 설계시 복잡도를 증가시키므로, 이러한 계산을 간단하게 할 수 있는 방법이 요구된다. BP알고리즘의 정보 전달 식을 근사식으로 대체한 알고리즘을 Min-Sum 알고리즘이라 하고 복잡한  $\tanh()$ 연산을 피할 수 있고 최소 값만을 사용하므로 연산이 간단해지는 장점이 있어 LDPC 복호기의 하드웨어 구현 시 일반적으로 사용되는 알고리즘이다.

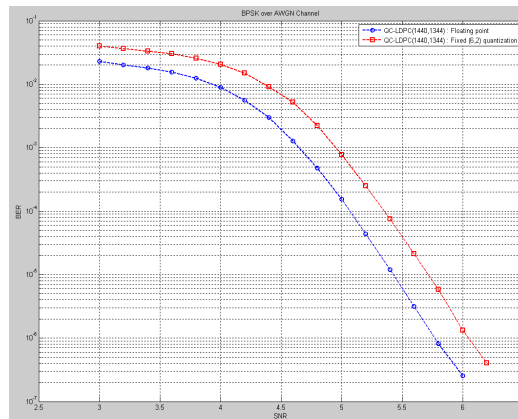
따라서 아래의 시뮬레이션 분석은 Min-Sum 알고리즘 기반의 rate 14/15 Regular LDPC(1440,1344) 코드의 상위레벨 설계를 통하여, 반복 복호 횟수, BER 성능 등의 분석을 수행 하여, 하드웨어 설계를 위한 LDPC decoder의 Min-Sum 알고리즘 블록 및, Parity Check 모듈 등 고속 저전력 3Gbps급 LDPC decoder를 위한 설계 기반기술 개발을 진행하였다.

### 제1항 BER 성능 분석

다음 그림 (a)는 BPSK Modem을 통해 데이터를 전송 하였을 때(검정선), RS(255,239) 코드를 사용하였을 때(붉은선), QC-LDPC(1440,1344) 코드를 사용 하였을 때(파란선)의 BER 성능 곡선을 보여주고 있다. QC-LDPC의 경우  $10^{-6}$ 의 BER 에서 약 5.8dB 정도의 SNR을 보인다. 다음 그림 (b)는 QC-LDPC의 floating point 시뮬레이션과 (6, 2) quantization 한 fixed point 시뮬레이션 결과를 보여주고 있다. fraction 부분을 2-bit로 하였을 때 floating point보다 약 0.25dB의 SNR loss가 발생하는 것을 확인 할 수 있다.



(a) RS (255, 238) & QC-LDPC (1440, 1344)



(b) QC-LDPC (1440, 1344) floating & fixed point (6, 2) quantization

### 제2항 반복 복호 횟수

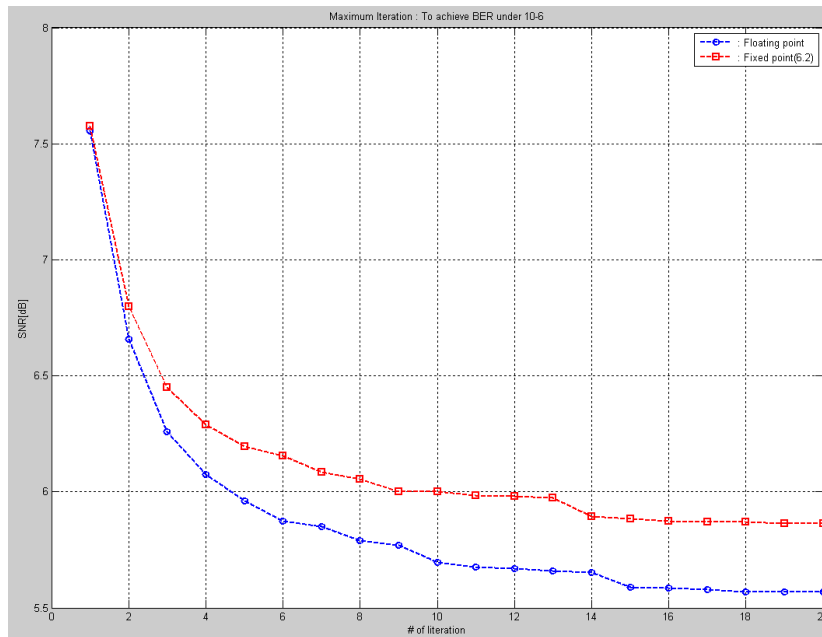
LDPC 코드는 반복 복호를 수행하므로, 적절한 반복 횟수를 정해야 한다. 원하는 성능 (BER  $10^{-6}$  이하)을 얻기 위해서 반복 복호 횟수 마다 SNR의 변화에 대한 floating, fixed point 시뮬레이션을 수행하였다. 다음 그림에서 floating, fixed point에 대한 결과를 보여주고 있다. 시뮬레이션 결과를 plot하면 그 다음 그림에서 보이는 바와 같이 반복 복호 횟수의 시뮬레이션 결과를 얻을 수 있다. 8번의 반복 복호 과정을 거치면 6.05dB 의 SNR에서  $10^{-6}$ 이하의 BER 성능을 얻을 수 있을 것으로 예상된다.

1440 x 10 <sup>6</sup> bit	# of iteration															
	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16
8.0																
7.9																
7.8		243														
7.7		431														
7.6		598														
7.5		1328														
7.4		2391														
7.3		3380														
7.2		6397														
7.1		10480														
7.0		17120														
6.9																
6.8		601														
6.7		1465														
6.6		1507														
6.5		2382														
6.4		3380														
6.3		10325	804													
6.2		2325	954													
6.1		3344	1338	350												
6.0		7381	2424	928	623											
5.9																
5.8																
5.7																
5.6																
5.5																
5.4																
5.3																
5.2																
5.1	7.975	6.075	6.275	6.080	5.985	5.888	5.805	5.790	5.780	5.695	5.689	5.680	5.675	5.650	5.590	5.589

(a) SNR 변화에 대한 반복 복호 횟수 (floating)

1440 x 10 <sup>6</sup> bit	# of iteration															
	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16
8.0																
7.9																
7.8		347														
7.7		644														
7.6		10480														
7.5																
7.4																
7.3																
7.2																
7.1																
7.0																
6.9																
6.8																
6.7																
6.6																
6.5																
6.4																
6.3																
6.2																
6.1																
6.0																
5.9																
5.8																
5.7																
5.6																
5.5																
5.4																
5.3																
5.2																
5.1	7.975	6.789	6.450	6.330	6.185	6.155	6.085	6.095	6.000	6.000	5.995	5.980	5.975	5.895	5.885	5.875

(b) SNR 변화에 대한 반복 복호 횟수 (fixed)



(c) 반복 복호 횟수

위의 결과는 60GHz 대역의 mmWAVE WPAN 시스템에 사용될 QC-LDPC(1440,1344) decoder를 C언어로 모델링하여 얻은 결과로, BER성능 및 반복 복호 횟수에 대한 시뮬레이션 결과를 얻었다.

## 제 4 장 결론

비저활용 대역 3Gbps급 채널 부호화/복호화 및 고속 QoS MAC 기술을 개발하였으며, 개발된 기술들을 국제 표준 규격 ISO/IEC 13156에 반영함으로써 완성도 및 원천성을 입증하였다.

우선, 고속 QoS MAC 기술은 mmWave에 기반한 WPAN에서 채널을 공간적으로 재할용할 수 있는 지향성 안테나를 사용한 자원할당 기술을 고려하였다. 제안된 자원할당 기술은 IEEE 802.15.3c의 MAC에서 예약구간인 CTAP 구간에 적용하였다. 두 가지의 목적함수, 즉 평균지연을 최소화하고 수율을 최대화하는 것을 고려하였고 각각의 목적함수에 차 최적해를 찾기 위한 MInMax Concurrent Transmission (MIMCT)와 MAMin Concurrent Transmission (MAMCT)을 제안하였다. 제안된 알고리즘은 배타영역의 개념과 예약시간의 크기와 전송하는 순서를 결정하는 두 가지의 결정 규칙을 기반으로 하였다. 시뮬레이션의 결과는 제안한 알고리즘은 그 목적 함수에 합당한 알고리즘임을 입증하고 있으며, 여러 가지 성능 측도, 예를 들면, 수율이나 평균지연 등은 기존의 방식에 비해 성능이 우수함을 보여주고 있다. 또한 수식적인 분석을 통하여 특정한 상황하에서의 최적해를 구하였다. 이 최적해와 제안하는 알고리즘의 성능 비교를 통하여 제안한 알고리즘의 성능이 의미가 있는지를 알아볼 수 있다. 또한 연구의 한 방향으로 현재 IEEE 802.15.3c 경쟁구간에서 지향성 안테나를 사용하는 것을 고려하고 있다. 현재까지는 No-ACK에서의 분석이 진행 중이다. 차후 No-ACK인 경우에 대해 분석을 마무리하고 이를 기반으로 Imm-ACK인 경우에 대한 CSMA/CA를 분석하려고 한다.

3Gbps급 채널 부호화/복호화 기술은 최근 발표된 802.15.3c 규격에 FEC 표준으로 포함된 LDPC 코드 기반의 mmWave WPAN 시스템을 위한 고속 FEC 하드웨어 개발과 더불어, 목표로 삼고 있는 응용이 소형 통신장치임을 감안하여 저면적, 저전력인 구조에 대한 연구가 고려되었다. LDPC 코드는 Shannon Limit에 근접하는 우수한 에러정정능력과 병렬블록 단위의 처리가 가능하여 하드웨어 설계 시 구조적인 면에서 유리하다. 또한 LDPC 코드는 Soft-decision 방식의 FEC로서, 기존 Hard-Decision 방식의 RS 또는 BCH 코드보다 더 향상된 Net Coding Gain(NCG)을 제공한다. 본 연구에서는 IEEE 802.15.3c의 표준으로 채택된 LDPC(1440,1344)코드의 상위레벨 설계를 통한 성능분석 및 핵심 모듈 개발을 수행하고, 3Gbps급 Regular 구조의 LDPC(1440,1344) decoder의 효율적인 알고리즘을 다양한 시뮬레이션을 통하여 도출하고 BER 성능 분석을 수행한다. 그리고 하드웨어 설계를 위한 LDPC decoder의 Min-Sum 알고리즘 블록 및, Parity Check 모듈 등의 핵심 기능 블록의 HDL 설계를 수행하여 고속 저전력 3Gbps급 LDPC

decoder 개발의 기반기술로 활용할 예정이다.

본 연구를 통해 확보한 비저활용 대역 3Gbps급 채널 부호화/복호화 및 고속 QoS MAC 무선전송기술은 비/저활용 대역의 새로운 주파수 자원 개척을 가증하게 하여 국내 기업이 세계 시장을 장악하고 있는 LCD, PDP 및 차세대 DVD 플레이어 등에 적용될 Wireless HDMI(High Definition Multimedia Interface)/ DVI(Digital Visual Interface)와, 외장 하드 디스크, 메모리 등 외부 기억 장치와의 자원 공유에 사용될 Wireless SAN(System Area Network) 등에 대한 무선 전송 원천기술 개발로 확장될 수 있으며, 이를 통해 IT혁신(3-Screen, Trivergence)을 가속화시킬 수 있다.

한편, 미래 과학 기술 선도로 고부가가치 국가 산업 경쟁력 강화가 기대되며, 도장 두께 측정, 정밀 위치 인식 등의 기술 활용을 통한 IT-조선과 IT-자동차 등 타 산업으로의 응용 가능성이 높다고 하겠습니다..



## 참 고 문 헌

- [1] IEEE P802.15.3c/D08, IEEE 802 Part 15.3: Wireless Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications for High Rate Wireless Personal Area Networks (WPANs): Amendment 2: Millimeter-wave based Alternative Physical Layer Extension, June 2009.
- [2] Standard ECMA-387: High Rate 60GHz PHY, MAC and HDMI PAL, December 2008.
- [3] Practel, Inc., “Millimeter-wave Radio - Development of Technologies and Markets,” 2008.
- [4] X. An, R. Hekmat, “Self-Adaptive Neighbor Discovery in Ad Hoc Networks with Directional Antennas,” Mobile and Wireless Communication Summit, pp. 1-5, July 2007.
- [5] X. An, R. Hekmat, “Directional MAC Protocol for Millimeter Wave based Wireless Personal Area Networks,” in Proc. of VTC spring 2008, pp. 1636-1640, May 2008.
- [6] X. An, S. Zhang, and R. Hekmat, “Enhanced MAC Layer Protocol for Millimeter Wave based WPAN,” Personal, Indoor and Mobile Radio Communications, PIMRC 2008, pp. 1-5, Sept 2008.
- [7] X. An, R. Hekmat, “A QoS-aware Fair Resource Allocation Scheme for WPANs,” Consumer Communications and Networking Conference, CCNC 2009, pp. 1-5, Jan. 2009.
- [8] C. Balanis, “Antenna theory, analysis and design,” John Wiley & Sons, Inc., Hoboken, New Jersey, 1997.
- [9] P. Bjorklund, P. Varbrand, and D. Yuan, “Resource Optimization of Spatial TDMA in Ad Hoc Radio Networks: A Column Generation Approach,” in Proc. of IEEE INFOCOM 2003, pp. 818-824, 2003.
- [10] L. X. Cai, L. Cai, and X. Shen, and J.W. Mark., “Efficient Resource Management for mmWave WPANs,” in Proc. of WCNC 2007, pp. 3816-3822, March 2007.
- [11] L. X. Cai, L. Cai, X. Shen, and J. W. Mark, “Spatial Multiplexing Capacity Analysis of mmWave WPANs with Directional Antennae,” ” in Proc. of IEEE GLOBECOM 2007, pp. 4744-4748, 2007.
- [12] L. X. Cai, L. Cai, and X. Shen, and J.W. Mark., “Resource Management and QoS Provisioning for IPTV over mmWave-based WPANs with Directional Antenna,” Mobile Network Allocation, vol. 14, pp. 210-219, 2009.
- [13] L. X. Cai, L. Cai, and X. Shen, and J.W. Mark, “REX: a Randomized EXclusive

- Region based Scheduling Scheme for mmWave WPANs with Directional Antenna,” IEEE Trans. on Wireless Communications, to appear.
- [14] H. Chen, Z. Guo, R. Yao, and Y. Li, “Improved Performance with Adaptive Dly-ACK for IEEE 802.15.3 WPAN over UWB PHY,” IEICE Transaction Fundamentals, vol. E88-A, no. 9, pp. 2364-2372, Sep. 2005.
- [15] K. Chin and D. Lowe, “A Novel IEEE 802.15.3 CTA Sharing Protocol for Supporting VBR Streams,” The 14th International Conference on Computer Communications and Networks, pp. 107-112, Oct. 2005.
- [16] S. Choi, “Overview of Emerging IEEE 802.11 Protocols for MAC and Above,” Telecommunication Review 별책부록, pp. 105-126, 2003.
- [17] S. Datta, I. Seskar, and M. Demirhan, “Ad-hoc Extensions to the 802.15.3 MAC Protocol,” The 6th IEEE International Symposium on a World of Wireless Mobile and Multimedia Networks, pp. 293-298, Mar. 2005.
- [18] A. Deopura and A. Ganz, “Provisioning link layer proportional service differentiation in wireless network with smart antennas,” Wireless Networks, vol. 13, pp. 371-378, 2007.
- [19] R. Fisher, et al., “TG3a Oki CFP Presentation,” 15-03/119r2
- [20] C. H. Foh and J. W. Tantra, “Comments on IEEE 802.11 Saturation Throughput Analysis with Freezing of Backoff Counters,” IEEE Communication Letters, vo. 9, no. 2, pp. 130-132, Feb. 2005.
- [21] J. Gilbert, C.H. Doan, S. Emami, C.B. Shung, “A 4-Gbps Uncompressed Wireless HD A/V Transceiver Chipset,” Micro. IEEE, vol. 28, pp. 56-64, March 2008.
- [22] H. Harada, et al., “Unified and flexible millimeter wave WPAN systems supported by common mode,” 15-07-0761-15-003c
- [23] H. Harada, et al., “Merged proposal: New PHY Layer and Enhancement of MAC for mmWave System Proposal,” 15-07-0934-01-003c
- [24] J. Kim, Y. Jeon, S. Lee, and S. Choi, “An Improvement of Channel Efficiency for IEEE 802.15.3 High Rate WPAN,” The 9th International Conference on Advanced Communication Technology, pp. 1677-1680, Feb. 2006.
- [25] S. J. Kim, H. Y. Hwang, J. K. Kwon, and D. K. Sung, “Saturation Performance Analysis of IEEE 802.11. WLAN under the Assumption of No Consecutive Transmissions,” IEICE Transactions on Communications, vol. E90-B, no. 3, pp. 700-703, March 2007.

- [26] 김용선, 김경표, 김진경, 이우용, "IEEE 802.15.3c WPAN (Millimeter Wave Alternative PHY표준화 동향 및 이슈," OSIA Standards & Technology Review, 2007년 제 2호
- [27] Y. Kim, M. Kim, W. Lee, and C.-H. Kang, "Power Controlled Concurrent Transmissions in mmWave WPAN," submitted to IEEE Communications Letters, October, 2009.
- [28] F. Kojima, et al., "MAC attributes break down indicating interference avoidance," 15-07-0535-04-003c
- [29] F. Kojima, et al., "Frame aggregation recommendation for 15.3c MAC," 15-06-0538-00-003c
- [30] 광경섭, "1Gbps 급 데이터 전송을 위한 IEEE 802.15.3 MAC 성능 개선에 관한 연구," 최종연구보고서, 한국전자통신연구원, 2007년 11월.
- [31] E. Kwon, K. Lee, J. Lim, "Enhancement of IEEE 802.15.3 High Rate WPAN via MAC Header Compression," The 24th IEEE International Performance, Computing, and Communications Conference, pp. 629-630, Apr. 2005.
- [32] T. Manabe, Y. Miura, and T. Ihara, "Effects of Antenna Directivity and Polarization on Indoor Multipath Propagation Characteristics at 60GHz," IEEE Journal of Selected Areas in Communications, vol. 14, no. 3, pp. 441-448, April 1996.
- [33] A. Sadri, "IEEE 802.15.3c Usage Model Document (UMD)," 15-06-0055-22-003c, 2007.
- [34] C. Pyo, et al., "Automatic Device Discovery for Directional Antenna Devices," 15-07 -0629-00-003c
- [35] C. W. Pyo, Z. Lan, F. Kojima, H. Harada, and S. Kato, "MAC Enhancement for GBPS Throughput Achievement in Millimeter-Wave Wireless PAN Systems," in Proc. of IWCMC'08. International, pp. 189-194, August 2008.
- [36] R. Ramanathan, "On the performance of ad hoc networks with beamforming antennas," in Proc. ACM International Symposium on Mobile Ad Hoc Networking and Computing (MOBIHOC), Oct. 2001.
- [37] A. Sadri, et al., "Summary of the Usage models for 802.15.3c," 15-06-0369-09-003c.
- [38] L. Shaohua and D.-H. Cho, "Directional Antenna based Time Division Scheduling in Wireless Ad Hoc Networks," in Proc. of MILCOM 2008, pp. 1-7, Nov. 2008.

- [39] J. Shen, I. Nikolaidis, and J. Harms, "Dynamic 802.15.3 WPAN Scheduling using Maximal Matching," in Proc. of IEEE GLOBECOM 2006, pp. 1-6, Dec. 2006.
- [40] S. Singh, F. Ziliotto, U. Madhow, E.M. Belding, M.J.W. Rodwell, "Millimeter Wave WPAN: Cross-Layer Modeling and Multi-Hop Architecture," in Proc. of IEEE INFOCOM 2007, pp. 2336-2340, May 2007.
- [41] K. Takahashi, et al., "Panasonic PHY and MAC Proposal to IEEE802.15 TG3c CFP," 15-07-0698-01-003c.
- [42] Y.-H. Tseng, E. H.-K. Wu, and G.-H. Chen, "Maximum Traffic Scheduling and Capacity Analysis for IEEE 802.15.3 High Data Rate MAC Protocol," in Proc. of VTC 2003, pp. 1678-1682, Fall 2003.
- [43] L.-C. Wang, S.-Y. Huang, and A. Chen, "On the throughput Performance of CSMA-based Wireless Local Area Network with Directional Antennas and Captures Effect: A Cross-layer Analytical Approach," in Proc. of WCNC 2004, pp. 1879-1884, 2004.
- [44] L.-C. Wang, A. Chen, and S.-Y. Huang, "A Cross-Layer Investigation for the Throughput Performance of CSMA/CA-Based WLANs With Directional Antennas and Capture Effect," IEEE Transactions on Vehicular Technology, vo. 56, no. 5, pp. 2756-2766, September, 2009.
- [45] J. E. Wieselthier, G. D. Nguyenm, and A. Ephremides, "Energy-limited wireless networking with directional antennas: the case of session-based multicasting," in Proc. IEEE INFOCOM 2002, vol. 1, pp.190-199, 2002.
- [46] Y. Xiao, "Packing Mechanisms for the IEEE 802.11n Wireless LANs," The IEEE Global Telecommunications Conference, 2004, pp. 3275-3279, Nov. 2004.
- [47] Y. Xiao, "IEEE 802.11n: Enhancements for Higher Throughput in Wireless LANs", IEEE Wireless Communications, December 2005.
- [48] H. Yin and H. Liu, "Performance of space-division multiple-access (SDMA) with scheduling," IEEE Transactions on Wireless Communications, vol. 1, Issue 4, pp. 611-618, Oct. 2002.
- [49] Z. Yin and V. C. M. Leung, "Adaptive Contention Access Suspension in IEEE 802.15.3 MAC," in Proc. of BROADNETS 2007, pp. 187-196, Sept. 2007.
- [50] R. Zeng and G.-S. Kuo, "A Novel Scheduling and MAC Enhancements for IEEE 802.15.3 High-Rate WPAN," in Proc. of WCNC 2006, pp. 2478-2483, 2006.

## 부 록

### ● 국내 특허

제 목	성명	국명	출원번호	출원일	비고
Titled frequency chirp을 이용한 초광대역 통신 시스템의 주파수 효율 향상 방법	김경표 외	한국	2009-0010167	2009.02.09	
광대역 근거리 무선 통신에서 셀룰라 통신 지원을 통한 전력 효율적인 스케일러블 멀티미디어 통신 방법 및 그 장치	홍승은 외	한국	20090056810	2009.06.25	
지향성 안테나를 사용하는 무선 통신 시스템에서의 공간 재활용 기법	김경표 외	한국	10-2009-0065347	2009.07.17	
지향빔 이용 무선 통신에서의 동시전송 그룹 생성 방법	김용선 외	한국			2009.10.01 접수
사용자 패턴 기반 저전력 유무선 네트워크 장치 및 그 방법	김용선 외	한국			2009.07.02 접수
광대역 고주파수 무선 시스템에서 분산 노드의 시간 동기화 기법과 그 장치	홍승은 외	한국			2009.06.25 접수

### ● 국제 특허

제 목	성명	국명	출원번호	출원일	비고
A Method and the Apparatus for Packet Aggregation according to Traffic characteristics in Super High Speed Wireless Communication System	김용선 외	PCT	12/482,023	2009.06.10	Ecma International TC 48 comment 기교
Method and Apparatus for making a detour path over wideband high frequency wireless system with centralized MAC protocol	홍승은 외	미국	12/502438	2009.07.14	IEEE 802.15.3c 기교

A method and apparatus for transmitting data via the relay device in the wireless system using the centralized control type medium access control	권형진 외	미국	12/496354	2009.07.01	IEEE 802.15.3c 기고
---	-------	----	-----------	------------	-------------------------

● 논문

논문 명	발표자/저자	주관기관	게재지	비고
Hybrid Beam-Forming and Beam-Switching for OFDM Based Wireless Personal Area Networks	이우용 외 2인	IEEE	IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Vol. 27, No 8, October 2009	게재완료
Power Controlled Concurrent Transmissions over mmWave WPANs	김용선 외 3인	IEEE	IEEE Communications Letters	심사 중
A Resource Allocation Scheme for Millimeter Wave based WPANs using Directional Antennas	이우용 외 2인	IEEE	IEEE Transaction on Communications	심사 중
Framework and Analysis of Switched Wireless Video Services over Mobile WiMAX Network	홍승은 외 1인	IEEE	ICCE 2009	컨퍼런스 발표완료
고속 WPAN에서의 전력 제어 동시 전송	김용선 외 3인	대한전자공학회	2009 대한전자공학회 하계학술대회	컨퍼런스 발표완료

● 기술분석서

제 목	성명	비고
ECMA-387 규격에서 Type B 장치를 위한 분산 경합 방식 및 장치 발견 기능 분석	홍승은	
mmWave 시스템에서의 FGCT 스케줄링 기법	김용선	
지향빔 환경에서의 동시 전송 그룹 생성 알고리즘	김경표	
TV White Space 표준화 동향	홍승은	
IEEE 802.15.3c SC PHY 모드 요약 및 ADC 비트 해상도 시뮬레이션	김경표	
IEEE 802.15.3c 기반의 지향빔 환경에서의 CSMA/CA 분석	김용선	
mmWave WPAN에서의 전력제어 동시 전송 스케줄링 알고리즘	김용선	
ECMA-387 국제규격에서 Type C 장치 동작 분석	홍승은	
ECMA-387 MAC 동작 및 BPST 동기	김용선	

주 의

1. 이 연구보고서는 한국전자통신연구원의 주요사업으로 수행한 연구결과입니다.
2. 이 보고서의 내용을 발표할 때에는 반드시 한국전자통신연구원에서 수행한 주요사업 결과임을 밝혀야 합니다.