

博士學位論文

IEEE 802.11 WLAN 상에서
우선순위 오류제어가 결합된 실시간
자원 환수 기법의 설계



濟州大學校 大學院

電算統計學科

秦 庸 文

2006年 6月

IEEE 802.11 WLAN 상에서 우선순위 오류제어가 결합된 실시간 자원 환수 기법의 설계

指導教授 李政勳

秦庸文

이 論文을 理學 博士學位 論文으로 提出함

2006年 6月

秦庸文의 理學 博士學位 論文을 認准함

審査委員長

김진수 김재우

副委員長

이정훈

委員

박경리

委員

김성백

委員

이봉규

濟州大學校 大學院

2006年 6月

Design of a real-time resource reclaim scheme
combined with prioritized error-control
on IEEE 802.11 WLAN

Yongmoon Jin
(Supervised by Professor Junghoon Lee)



A thesis submitted in partial fulfillment of the requirement for
the degree of Doctor of Philosophy.

Department of Computer Science and Statistics
Graduate School
Cheju National University

June 2006

목 차

List of Figures	i
초 록	iii
I. 서 론	1
II. 배 경	11
1. 무선 LAN	11
1) IEEE 802.11 표준	11
2) 분산 조정 함수	19
3) 포인트 조정 함수	21
2. 무선 센서 네트워크	23
III. 관련 연구	25
1. 실시간 통신	25
2. 대역폭 할당과 환수	28
3. 오류 제어	30
4. 네트워크 모델	32
1) DCF의 경쟁 기반 서비스	33
2) PCF의 비경쟁 기반 서비스	40
5. 메시지 모델	43

6. 시뮬레이션 툴	44
1) 소 개	44
2) 기본 구조	45
IV. 메시지 스케줄링 기법	47
1. 네트워크 동작 개요	47
2. 채널 측정	50
3. 대역폭 할당	52
1) 기본 가정	52
2) 할당 절차	52
3) 대역폭 환수	56
4. 우선 순위 기반 재전송 스케줄링	59
V. 성능 평가	62
1. 효율적인 대역폭 할당 및 재활용 기법	62
2. 실시간 메시지를 위한 효율적인 오류 제어 기법	65
VI. 결 론	68
VII. 참고 문헌	70
Abstract	77

List of Figures

Figure 1. Geometric series increase of the Internet user	2
Figure 2. Wireless networking	7
Figure 3. Peer-to-peer wireless mode	14
Figure 4. Client/Server wireless mode	15
Figure 5. Wireless distributed mode	16
Figure 6. MAC protocol architecture of wireless LAN	18
Figure 7. RTS/CTS/Data/ACK and NAV setting	20
Figure 8. Backoff procedure	21
Figure 9. Structure of wireless sensor network	23
Figure 10. Wireless LAN MAC	32
Figure 11. MAC frame format	34
Figure 12. Media access method of DCF	36
Figure 13. DCF operational process which uses the CSMA/CA	37
Figure 14. Exponential function increase example of CW value	38
Figure 15. Exchange of RTS/CTS frame	40
Figure 16. Time axis of wireless LAN	41
Figure 17. Deferred beacon problem	42
Figure 18. Structure of NS2 simulator	45

Figure 19. Class hierarchy.....	46
Figure 20. Time axis of proposed network	48
Figure 21. Error model	50
Figure 22. Polling procedure and capacity vector.....	53
Figure 23. Worst case analysis	54
Figure 24. Bandwidth reclaiming.....	57
Figure 25. Queue discipline	59
Figure 26. Chop partition	60
Figure 27. Measured guarantee ratio.....	63
Figure 28. Utilization improvement.....	64
Figure 29. Recovered weight vs. chop value.....	66
Figure 30. Total weight vs. error rate	67

초 록

최근 개인 정보통신의 수요가 음성에서 데이터로, 유선 통신에서 무선 통신으로 그 무게 중심이 바뀌고 있으며, 사용자들은 언제 어디서나 원하는 정보를 얻고자 한다. 서비스 이용 측면에서도 실시간 TV 시청, 음악 감상, 영화 감상 및 화상 서비스 등 실시간 멀티미디어 서비스가 급격히 증가해 가고 있다. 이러한 배경으로 무선 인터넷이 탄생하였으며, 무선 인터넷은 사용자로 하여금 위치에 관계없이 인터넷에 접속할 수 있도록 해줌으로써 미래 인터넷 이용자 수의 증가에 있어서 중요한 역할을 담당할 것이다. 하지만 실시간 멀티미디어 서비스를 위한 실시간 메시지는 지연과 패킷 손실에 민감하고, 일반적인 데이터 전송을 위한 비실시간 메시지는 오류와 처리율에 민감하기 때문에 적절한 메시지 스케줄링 기법이 필요하다. 따라서 본 논문에서는 실시간 메시지의 종료시한 만족도 및 정확성을 향상시키기 위한 무선 매체 상에서의 대역폭 할당 및 환수 기법과 효율적인 오류 제어 기법을 제안하고 그 성능을 분석하였다.

제안한 대역폭 할당 기법에서는 비콘 지연 현상을 고려함으로써, 용량 백터로 표현되는 효율적인 라운드 로빈 폴링 스케줄을 생성하고, 자원 환수 기법은 경쟁 실시간 보장을 위반하지 않으면서 경쟁 구간을 확장함으로써 비실시간 트래픽에 사용되지 않은 슬롯 타임을 재할당 하는 정책을 사용한다.

또한 오류 제어 기법에서는 중요한 데이터를 전송하는 패킷의 성공적인 재전송을 증대시키기 위하여, PCF를 변경 하지 않고 DCF 구간을 H-DCF(High-priority DCF)와 L-DCF(Low-priority DCF)로 분할하고, 채널 상태 추정은 PCF동안 채널의 상태가 오류인 노드에게 불필요하게 폴링을 하는 것을 방지하여, 높은 우선 순위의 패킷이 H-DCF 구간을 통해 재전송될 수 있도록 함으로써, H-DCF와 L-DCF를 이용하여 우선 순위가 고려된 오류 복구를 가능하게 한다. 각 구간에 재전송을 분류시키는 chop 값이 좋을수록 네트워크 처리

량의 손실은 가능한 줄이면서, 복구되는 양 또는 임계치를 최대화할 수 있다.

시뮬레이션을 통한 실험 결과에서는 제안한 대역폭 할당 기법이 실시간 스트림에 대해 대역폭 할당 면에서 무선 네트워크의 스케줄 능력을 최대 18%까지 향상시킬 뿐만 아니라, 비실시간 스트림에 대해 최대 5.3%까지 더 많은 대역폭을 할당해 줄 수 있다는 것을 보였고, 제안된 자원 환수 기법에서는 주어진 스트림 셋에 대하여 처리량을 11%까지 향상시킬 수 있었다. 또한 제안한 오류 제어 기법에서는 오류에 대한 복구량을 8%까지 향상시킬 수 있으며, 주어진 시뮬레이션 인자에 대해 최대 97%까지 전송을 성공시켜 제안된 기법이 항상 비분할 기법보다 성능이 우수함을 알 수 있었다.



I. 서 론

개인의 정보통신 수요는 음성에서 데이터로, 유선 통신에서 무선 통신으로 그 무게 중심이 바뀌고 있으며, 무선 통신에서도 음성 중심에서 데이터 중심으로 바뀌고 있다. 특히, 20세기 말에 이어 21세기 화두를 장식하고 있는 정보통신 기술의 양대 축은 인터넷과 무선 통신이라고 할 수 있는데, 이러한 두 개의 축을 하나로 합쳐서 부르는 새로운 정보통신 서비스가 바로 무선 인터넷(wireless Internet)이다(Jeong 등 2002).

인터넷이 알려지기 시작한 것은 최근의 일이지만 엄청난 속도로 발전하여 사회, 경제, 정치적인 측면까지 인류의 삶 깊숙이 스며들어 우리 주변의 모든 것을 바꾸어 놓았고, 지금도 계속 발전하고 있다. 컴퓨터 네트워크(computer network)는 인간의 삶을 풍요롭고 편리하게 만들어 준다. 컴퓨터와 네트워크만 연결되어 있으면, 원하는 정보를 알아서 쉽고 빠르게 얻을 수가 있다. 개인은 여가 활동을 즐기기 위한 다양한 정보에 접근할 수 있고, 회사들은 기업 생산성을 증진시킬 수 있다. 하지만 언제 어디서나 원하는 정보를 얻고, 급한 용무를 수행하기에는 유선 네트워크는 한계가 있다. 이러한 유선 네트워크의 한계를 극복하기 위하여 거의 대부분의 사람들이 셀룰러 폰(cellular phone)이나 PCS(Personal Communications Service)를 휴대하고 다니게 되었다. 그에 따라 우리 주변은 거대한 무선 네트워크로 둘러 쌓이게 되었고, 그 결과 우리는 언제 어디서나 원하는 사람과 커뮤니케이션이 가능하게 되었다. 하지만 사람들은 음성 정보만으로 만족하지 못하게 되고, 더 많은 정보를 얻기 위해 인터넷 서비스를 원하고 있다.

무선 인터넷은 이 거대한 두 개의 축을 통합하는 과정에서 탄생했다. 무선 인터넷은 인터넷이라는 네트워크의 탈 중심적, 개방적, 양방향성 등의 특성과 이동 통신의 이동성, 양방향성, 개인화의 특성을 그대로 물려받고 있다. 또한 이동전화의 급성장과 인터넷의 활용 증대로 통신서비스 시장의 패러다임이 유선·음성 통신에

서 무선·데이터 통신으로 급속히 전환되고 있다. 이러한 인터넷의 전환 속도는 우리가 상상할 수 없을 정도로 빠르게 진행되고 있다.

사실 1980년대 이후 사용이 되고 있는 인터넷은 1995년까지만 하더라도 일부 전문가들이 파일 전송, 컴퓨터 시스템의 원격 접속, 그리고 파일 전송 형태의 간단한 전자우편 송수신 정도로 그 용도가 국한되어 있었다. 이러한 인터넷이 HTML (HyperText Markup Language)이나 HTTP(HyperText Transfer Protocol)의 개발로 인해 웹 브라우징이 가능해 지면서부터 일반인들에게 널리 알려지고, 대중적인 인기를 얻기 시작하면서 인터넷 이용자는 10여 년 사이에 급속한 증가를 보이고 있다.

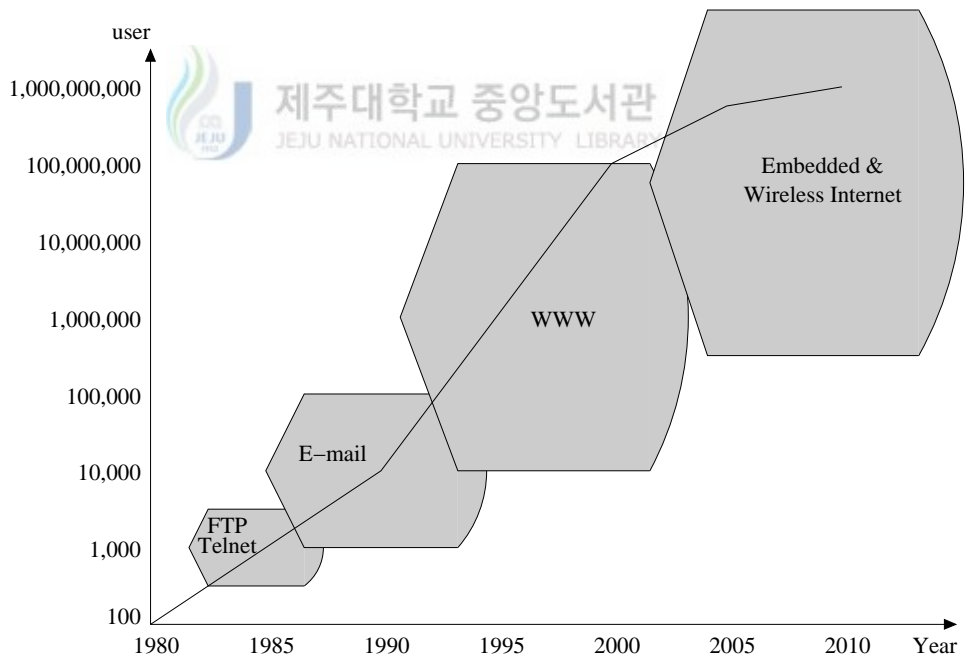


Figure 1. Geometric series increase of the Internet user

그림 1은 지난 20여 년 동안의 인터넷 이용 증가의 추세를 보여 준다(Kim 등 2004). 웹 브라우징은 진정한 의미의 인터넷 혁명을 주도 하였으며, 인터넷 대중화의 핵심 역할을 담당한 것으로 받아 들여진다. 넷스케이프(Netscape), 인터넷 익스플로러(Internet Explorer), 그리고 브라우징 기능을 갖춘 새로운 전자우편 관리 프로그램과 같은 웹 브라우저들이 개발된 후로는 컴퓨터에 관한 깊은 지식이 없는 사람들도 일상생활에서 PC(Personal Computer)를 이용하여 인터넷에 접속할 수 있게 되었다. 이러한 것이 인터넷 이용자 수를 폭발적으로 증가시키는데 일익을 담당하였다.

또한 무선 인터넷이란 전화선이나 전용선 등의 유선을 컴퓨터에 연결하여 사용하고 있는 유선 인터넷과 대별되는 것으로, 선 없이 무선 단말기나 무선 모뎀 등을 통해 인터넷 서비스를 사용한다. 최근 인터넷과 이동 전화의 인기가 불붙기 시작하면서 각광받기 시작했지만, 과거부터 WLL(Wireless Local Loop) 서비스나 IS95(Industry Standard-95) 규격을 이용한 무선 데이터 서비스가 존재해 왔다. 최근에 와서 무선 인터넷은 특별한 장비나 기기가 필요치 않은 휴대폰이나 PDA(Personal Digital Assistant)와 같은 휴대형 단말기를 중심으로 대중화될 것으로 전망되며, 향후 다양한 접속 기기로 발전해 나갈 것으로 예상된다. 국내 이동 통신 사업자들도 오래 전부터 단순 문자 정보 서비스(SMS: Short Message Service)를 이용한 무선 데이터 서비스를 제공했다. 그러나 본격적인 무선 인터넷 시장의 시작은 무선 전송 속도를 향상시킨 IS-95B 망을 구축하고, 이에 맞춰 IS-95B 서비스를 지원하는 퀄컴의 MSM3000(Mobile Station Modem-3000) 칩(chip)을 장착한 단말기가 출시되면서부터라고 할 수 있다.

무선 인터넷은 광의의 개념으로 볼 때, 무선 인터넷 서비스를 제공할 수 있는 네트워크는 이동 전화를 비롯한 IMT-2000(International Mobile Telecommunication-2000), 무선 호출, 주파수 공용 통신(TRS: Trunked Radio System), 무선 데이터 통신망(dedicated wireless data), 광대역 무선 가입자망(broadband

wireless local loop) 등이며, 이 밖에도 무선 LAN, 블루투스(Bluetooth) (Haartsen, 2000), HDFS(High Density Fixed Service) 등 다양한 통신 인프라를 통해 무선 인터넷 서비스가 제공될 것이다. 일반적으로 국내에서 무선 인터넷이라 하면 무선 이동 인터넷(wireless & mobile Internet)을 의미하며, 이동 통신의 특성인 이동성, 양방향성, 개인화 등의 특성과 인터넷의 탈중심적, 개방적, 양방향적인 특성을 모두 가지고 있는 것을 의미한다. 혹은 이동 통신 네트워크를 이용한 인터넷 서비스를 지칭하는 좁은 의미로 해석해 ‘휴대형 정보통신 단말기기로 인터넷을 구현하는 것’, ‘이동하면서 인터넷을 이용하는 것’ 등 이동성에 차별적인 의미를 부여해 독자적인 산업 영역으로 다루고 있다. 이 외에도 수많은 정의가 있을 수 있지만 결국 무선 인터넷이란 ‘언제 어디서나, 무선 인터넷을 이용할 수 있도록 브라우저 또는 플랫폼이 탑재된 무선 인터넷 가능 단말기를 이용해 무선네트워크를 통하여 원하는 정보에 접근하고, 콘텐츠 제공자(Contents Provider)가 제공하는 무선 인터넷 전용으로 개발된 콘텐츠를 이용하거나 필요한 유·무료 상거래 행위 등을 하는 것’이라 정의할 수 있다(An 등 2004).

무선 인터넷은 사용자로 하여금 위치에 관계없이 인터넷에 접속할 수 있도록 해 줌으로써 미래 인터넷 이용자 수의 증가에 있어서 중요한 역할을 담당할 것이다. 그리고 멀지 않은 장래에 모든 이동 전화, 냉장고, 냉장 시스템, 그리고 기타 가정용 전기용품들에 IP(Internet Protocol) 주소가 할당이 되어 인터넷에 접속이 가능하게 될 것이다. 임베디드 인터넷(embedded Internet)이라고 불리는 새로운 형태의 인터넷 사용은 고정 및 이동 분야에서의 인터넷 사용을 극대화 시킬 것이며, 이로 인한 가상 가입자(virtual subscriber)의 수가 수십억 명에 이를 것이다. 또한 인터넷은 인간을 위한 하나의 통신 수단으로서 개발이 되었지만, 멀지 않아 네트워크 장비들의 연결뿐만 아니라 인간과 네트워크 장비들을 서로 연결하게 될 것이다. 이러한 모든 것들을 위해서는 인터넷의 기반 구조뿐만 아니라 새로운 분야들에 있어서 획기적인 진전을 필요로 하게 되는데, 무선 인터넷이 이들 새로운 사

용자나 네트워크 장비들에 대한 접속을 제공하는데 있어 중요한 역할을 담당하게 될 것이다.

이제는 생활 속에서 너무나 자연스럽게 자리잡은 ‘이메일’, ‘웹 검색’ 등은 하루라도 사용하지 않으면 안 될 정도가 되었다. 이러한 환경에서 무선 인터넷은 현대의 바쁜 생활 속에서 단 한 순간의 시간이라도 활용하고자 하는 현대인의 새로운 생활문화가 되었으며, 아울러 현대 과학기술의 새로운 장을 열어가는 철학이기도 하다. 무선 단말기를 통한 인터넷 접근은 시간과 공간에 제약 받지 않고 정보에 대한 접근 가능성을 제시하지만 작은 스크린, 낮은 프로세스, 부족한 메모리와 같은 단말기 자체의 제약과 무선망의 성능 제한으로 기존 유선 인터넷에서와 같이 멀티미디어를 포함한 다양한 형태의 정보 제공이 어려웠다. 하지만 IMT-2000 서비스 상용화를 시작으로 다양한 멀티미디어 서비스가 가능해졌다. 따라서 무선통신의 기본적 성격인 이동성(mobility), 휴대성(portability)에 추가로 멀티미디어(multimedia)에 적합한 서비스를 생각할 수 있다. 멀티미디어 부분의 경우, 최근 휴대 단말기의 고성능화와 통신 속도의 향상으로 캐릭터 및 아바타, 벨소리, 실시간 TV 시청, 음악 감상, 영화 감상 및 화상 서비스 등 멀티미디어 서비스가 급격히 증가하고 있다. 특히 무선 인터넷의 주 사용자라 할 수 있는 10~20대 젊은 층에게 가장 쉽게 마케팅 전략이 성공할 수 있는 분야로 인식되고 있다.

이러한 인터넷과 이동 통신은 최근 5년간 전 세계적으로 폭발적인 성장을 거듭하고 있으나 각 지역의 문화와 특성에 따라 상호 독립적으로 발전해 왔으며, 특히 유럽과 일본은 이동 통신 환경이, 북미는 PC-인터넷 환경이 상대적으로 큰 폭으로 발달되어 왔다. 이는 무선 인터넷 서비스의 사용 방식과 빈도에 있어서 상이한 양상이 나타남을 암시하고 있다. 이동 통신 환경에 익숙한 이용자와 PC-인터넷 환경에 익숙한 이용자는 그 이용방식과 태도에 있어서도 차이점이 존재하는데, PC-인터넷 사용자는 인터넷이라는 무료 사용에 익숙하여 어느 정도의 기술적인 결함도 용인할 준비가 되어 있는 반면에, 이동 전화 사용자는 유료 사용에 익숙한

반면, 보다 높은 신뢰성이 보장된 서비스를 기대한다는 것이다. 즉, 인터넷 중심으로 발전된 무선 인터넷과 이동성 중심을 강조하여 발전된 무선 인터넷 시장은 차이점을 갖고 있다.

최근 발전하고 있는 이동 통신 기술은 그 발전의 깊이뿐만 아니라 발전의 폭까지도 엄청난 추이를 보이고 있다. 이미 일각에서는 이동 통신 환경에서 54Mbps에 이르는 데이터 전송을 가능하게 하였고, 비표준 방식으로는 108Mbps 급의 라우터들이 시장에 나오고 있는 추세이다. 이러한 변화를 가능하게 하는 기술적 요체만 보더라도 OFDM(Orthogonal Frequency Division Multiplexing)이라든지 MIMO(Multi Input Multi Output) 시스템 구조 등 고도의 공학 이론에 뒷받침한 첨단 기술들이 스며들어 있다. 어떤 의미로는 미래의 이동 통신 기술 영역은 지금까지 우리에게 익숙해진 정형화된 기지국들을 이용하는, 이른 바 셀룰러 시스템만의 독무대가 될 가능성은 거의 없다. 어느 새, 초광대역 전송기술이 개발되어 상용화 단계에 와 있고, 휴대인터넷, WPAN(Wireless Personal Area Network), WMAN(Wireless Metropolitan Area Network), 차세대 WLAN(Wireless LAN) 등 최고 수백 Mbps 급에 이르는 무선 전송이 가능한 여러 기술들이 개발된 것이다.

WPAN은 몇 센티미터에서 수 미터까지의 짧은 거리를 커버하는 무선 네트워크로서, 사람들이 다룰 수 있는 범위 내에 있는 장치 간에 정보를 교환하기 위해 사용된다. 이와 같은 WPAN을 이용하여 컴퓨터와 주변 장치들을 연결하는 유선 케이블을 대체할 수 있고, 또한 위치 기반 서비스를 제공하는 데 이용할 수 있다. 다른 한편, 무선 LAN은 보다 넓은 전송 영역을 가지며, 애드혹 네트워크(ad hoc network)를 구성할 수 있는 능력을 제공하기도 한다. 그러나 아직까지는 애드혹 네트워크보다는 무선 사용자들이 인터넷에 접속하기 위하여 셀룰러 네트워크에서와 같이 액세스 포인트(AP: Access Point)를 이용하여 기간망을 구성하는 것이 일반적인 접근 방법이다. 그림 2는 무선 네트워킹 시장의 영역을 나타내고 있다

(Yim, 2003).

WPAN의 대표적인 예는 산업체 표준 규격인 블루투스이며, 또 다른 예로서 Spike와 HomeRF(Home Radio Frequency)(Negus 등 2000)를 들 수 있다. WLAN의 경우에는 IEEE¹ 802.11과 HiperLAN(High performance radio LAN)(Johnson과 Taylor) 규격이 있으며, 그리고 이들의 변형된 형태들을 대표적인 예로 들 수 있다.

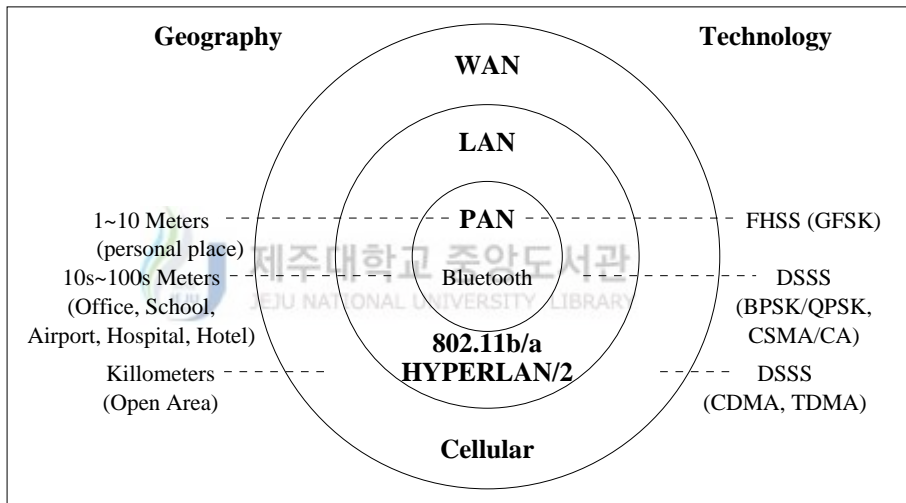


Figure 2. Wireless networking

오늘날 무선 네트워크 중에서 가장 보편적으로 사용되고 있는 방식은 무선 LAN으로, 1980년대 초반에 이더넷(Ethernet)과 같은 근거리 통신망(LAN)에 대한 표

¹ IEEE (Institute of Electrical and Electronics Engineers): 1884년에 설립된 미국 전기 학회(AIEE: American Institute of Electrical Engineers)와 1912년에 설립된 무선 학회 (IRE: Institute of Radio Engineers)가 1963년에 현재의 명칭과 조직으로 합병하여 설립된 미국 최대의 학회. 미국뿐만 아니라 전 세계 각국의 학자와 전문 기술자 등 수십만 명이 가입하고 있는 세계 최대의 전기, 전자, 전기 통신, 컴퓨터 분야의 전문가 단체.

준을 제정한 IEEE 그룹은 무선 LAN을 위한 표준을 제정하고 이를 802.11이라고 명명하였다(Crow 등 1997, IEEE 1999). 이는 물리(PHY: PHYSical) 계층 및 매체 접근 제어(MAC: Medium Access Control) 계층의 표준으로서, 2.4GHz 대역에서의 1Mbps 또는 2Mbps의 전송률을 지원하기 위한 프로토콜과 전력 레벨, 그리고 변조 방식 등을 규정하고 있다(Valadas 등 1998). 이는 호환이 가능한 제품을 만들기 위해 필요한 표준 규격일 뿐이며, 이 규격에 맞는 터미널 장치를 제조하는데 필요한 부분을 명시한 것은 아니다. 2.4GHz ISM(Industrial Scientific and Medical) 대역이 전 세계적으로 사용 가능해지고 보다 높은 전송률의 필요성이 대두되면서 새로운 고속 전송 표준 규격이 개발되었다. IEEE 802.11b라고 부르는 이 규격은 11Mbps의 기본 전송률을 제공하며, 최소 5.5Mbps의 전송률을 지원한다. 이 고속 전송률을 지원하는 새로운 제품이 출시되었으며, 현재 사용되고 있는 대부분의 무선 LAN이 이런 규격에 해당한다. IEEE 802.11 표준에서는 무선 LAN MAC 프로토콜(protocol)로 DCF(Point Coordination Function), PCF(Distributed Coordination Function) 두 가지 프로토콜을 제공한다(Geier, 1999). 이 중에서 PCF 방식은 실시간 데이터의 전송을 보장해 주지만, DCF는 경쟁기반 전송방식으로서 비실시간 데이터 전송에 유리하다.

인터넷 상에서 다양한 영상과 음성 데이터를 전송해야 하는 멀티미디어 서비스의 경우에, 무선 LAN 카드가 장착된 컴퓨터로 각기 다른 장소에서 서비스를 받기 위해서는 무선 네트워크 환경에서 실시간 데이터 전송이 보장되어야 한다. 무선 네트워크 환경은 유선 네트워크 환경과는 달리 높은 부호 오류율(BER: Bit Error Rate), 프레임 오류율(FER: Frame Error Rate)과 충돌 발생을 발견하기 어려운 점 등의 여러 가지 상황 요인들이 있다. 반면에 무선 LAN 네트워크가 형성될 경우에는 공간적인 문제, 사무실 내의 가구 배치, 유선 케이블을 설치할 수 없는 지역적인 한계 등의 단점과 서비스 장애 발생시 복구의 효율성 등의 이점을 예상할 수 있다.

최근에는 USN(Ubiquitous Sensor Network)라는 개념이 등장하였는데, 이는 필요한 모든 곳에 전자태그(RFID: Radio Frequency Identification)를 부착하고, 이를 통하여 사물의 인식 정보를 기본으로 주변의 환경 정보(온도, 습도, 오염 정보, 균열 정보 등)까지 탐지, 이를 실시간으로 네트워크에 연결하여 정보를 관리하는 것으로 궁극적으로 모든 사물에 컴퓨팅 및 통신 기능을 부여하여 ‘언제, 어디서나, 누구나’ 통신이 가능한 환경을 구현하고 있다. USN은 먼저 인식 정보를 제공하는 전자태그 중심으로 발전하고 이에 센싱 기능이 추가되어 이들 간의 네트워크가 구축되는 형태로 발전하고 있다.

센서 네트워크(Sensor Network)는 가장 최근에 소개된 무선 네트워크의 하나로서 특정 환경의 어떤 물리적인 특성을 검출하여 전송하기 위하여, 매우 작은 고정식 센서들이 많이 모여 임시 통신망 구조를 형성한 것을 말한다(Estrin 등 1999, Kahn 등 1999, Manjeshwar 2001). 센서 네트워크는 안테나가 부착된 태그(센서)와 안테나를 부착한 리더가 정보통신망과 연동됨으로써 구성되며, 리더가 태그로 전파를 송신하면 태그는 수신 전파로부터 에너지를 얻어 활성화되며 활성화된 태그는 자신의 정보를 실어서 리더기로 송신하게 된다. 그럼 리더기는 수집된 정보를 네트워크를 통하여 센터에 전달한다.

이상에서 살펴 보았듯이 오늘날 인터넷 사용자들은 유선에서 무선으로 그 수요가 변해가고 있으며, 서비스 이용 측면에서도 실시간 TV 시청, 음악 감상, 영화 감상 및 화상 서비스 등 실시간 멀티미디어 서비스가 급격히 증가해 가고 있다. 하지만 IEEE 802.11 무선 LAN 표준은 실시간 트래픽을 효율적으로 처리할 수 없는 것으로 알려져 있다(Visser와 Zarki, 1995). 따라서 본 논문에서는 IEEE 802.11 무선 LAN에서 실시간 메시지의 종료시한 만족도 및 정확성을 향상시키기 위한 대역폭 할당 및 환수 기법과 효율적인 오류 제어를 위한 메시지 스케줄링 기법을 제안하고, 시뮬레이션을 이용하여 제안한 기법의 성능이 더욱 뛰어난을 보이고자 한다.

본 논문은 다음과 같이 구성된다. 먼저 2장에서는 IEEE 802.11 표준과 무선 센서 네트워크에 대하여 소개하고, 3장에서는 실시간 통신, 대역폭 할당과 환수, 오류 제어 및 네트워크와 메시지 모델에 대해서 알아 보겠다. 4장에서는 본 논문에서 제안하는 메시지 스케줄링 기법에 대해 논한다. 그리고 5장에서는 시뮬레이션을 통해 제안한 메시지 스케줄링 기법의 효율성을 검사하고, 6장에서 결론을 맺는다.



II. 배 경

1. 무선 LAN(Wireless Local Area Network)

1) IEEE 802.11 표준

IEEE 802 표준은 컴퓨터 통신망의 표준화를 추진하고 있는 IEEE 802 위원회에 의해 개발된 일련의 LAN 접속 방법 및 프로토콜 표준들을 지칭한다. IEEE 802 위원회는 IEEE 컴퓨터 학회 내의 컴퓨터 통신망 위원회로서, 미국 표준 협회(ANSI: American National Standard Institute)에 의해 국가 표준 개발을 위촉 받은 미국 전기 전자 학회(IEEE: Institute of Electrical and Electronics Engineers)에서는 1980년 IEEE 위원회를 구성하여 근거리 통신망(LAN: Local Area Network)의 표준화를 추진하고 있다. 이 위원회가 개발한 전송 속도 1Mbps에서 20Mbps의 4개 LAN 표준은 1985년 ANSI에서 미국 표준으로 채택한 후에 국제 표준화 기구(ISO: International Organization for Standardization)에 제출되어 1987년 ISO 8802 표준으로 채택되었다. 이 위원회는 12개의 소위원회와 기술 자문 그룹을 설치하여 표준화 작업을 추진하고 있다. 표준마다 IEEE 802.1 802.2와 같이 번호가 붙는데, 현재 802.1부터 802.12까지 표준화 작업이 진행되고 있다. IEEE 802 표준 LAN 프로토콜 참조 모델은 OSI 기본 참조 모델의 계층화 개념을 바탕으로 하고 있는데, 주로 OSI 모델의 7계층 가운데 하위 2계층까지를 표준화 하였다. 이 표준들은 RFC² 1392에 정의되어 있다. 이 중에서 IEEE 802.11 규격에는 802.11, 802.11a, 802.11b, 802.11g가 있으며, 이들 모두 경로 공유 프로토

² RFC(Request for Comments): 미국의 인터넷 아키텍처 위원회(Internet Architecture Board)가 인터넷에 관한 조사, 제안, 기술 소견 등을 공표한 온라인 공개 문서 시리즈.

콜로서 CDMA/CA의 용도를 기술하고 있다.

고속의 데이터 전송을 위하여 IEEE 802.11 TGa(Task Group a)에서는 인가 없이 사용할 수 있는 5GHz 대역에서 6~54Mbps의 전송 속도가 가능한 OFDM 방식의 고속 무선 LAN의 표준안인 IEEE 802.11a를 제안했으며 1999년 9월에 확정되어 핵심 칩 상용화가 추진 중에 있다. 또한 2.4GHz 대역에서 기존 IEEE 802.11 규격의 무선 LAN 변복조 기술을 일부 변경하여 전송 속도를 11Mbps까지 고속화한 IEEE 802.11b 표준안이 확정됐으며, 현재 출시되고 있는 대부분의 무선 LAN 제품군은 이 규격을 따르고 있다.

IEEE 802.11b는 DSSS(Direct Sequence Spread Spectrum) 방식에 따라 11Mbps의 속도와 최대 70~300m까지 전송 거리를 제공한다. 그리하여 무선 LAN의 유력한 표준으로 등장하고 있다. IEEE 802.11b에 기반한 제품 표준은 1M 또는 2M의 속도를 제공하는 IEEE 802.11 DSSS 표준에 기반한 기존 제품들과 상호 운용성을 가진다. IEEE 802.11b 표준은 IEEE에 의하여 설계되었으며 WECA(Wireless Ethernet Compatibility Alliance)에 의하여 채택되었다. WECA는 여러 업체의 출시 제품이 802.11b 표준과 호환되는지 여부를 테스트하고 인증하는 역할을 수행하며 아울러 테스트 통과 업체에게 Wi-Fi(Wireless-Fidelity) 라벨을 부여한다.

기존 IEEE 802.11 규격을 따르는 무선 LAN 제품은 2.4GHz대에서 최대 11Mbps의 낮은 전송 속도를 내는 것이 대부분이어서 최근 증가하고 있는 인터넷과 멀티미디어 서비스 요구를 수용하는 데는 한계가 있어 지난 1999년 9월, 고속 무선 LAN의 표준안으로서 5GHz대에서 6~54Mbps의 전송 속도를 갖는 OFDM 방식의 IEEE 802.11a가 최종 확정되었다. IEEE 802.11a는 유럽의 표준화 기구인 ETSI³ BRAN(Broadband Radio Access Network)의 HiperLAN(HiperLAN/2)과

³ ETSI(European Telecommunications Standards Institute): 1988년 유럽 연합(EU) 집행 위원회의 결정에 의해 전기 통신 분야의 단일 유럽 표준 제정을 촉진하고 총괄 조정하기

일본의 MMAC-PC(Multimedia Mobile Access Communication system -Promotion Council) 등에서 고속 무선 LAN의 공통된 물리 계층 표준안으로 채택되었다. 하지만 IEEE 802.11a는 Wi-Fi가 사용하는 2.4GHz 전송 전력을 높이지 않는 한 Wi-Fi 제품에 비해 전송 거리가 짧아질 수 밖에 없으며, 54Mbps의 고속 전송 모드에서는 10~15m 정도로 현격하게 줄어들게 된다는 단점도 가지고 있다. 모든 조건이 동일하다고 가정했을 때, 802.11a 액세스 포인트는 한 개의 Wi-Fi 액세스 포인트가 담당하는 영역의 1/4 밖에 서비스할 수 없게 된다.

고속 무선 LAN의 표준안으로 IEEE 802.11a가 확정된 후, 이 표준안에 따르는 고속 무선 LAN을 사용하여 공중망과 연동하여 광대역 무선 서비스를 제공하려는 계획이 발표됨에 따라 많은 국제 표준화 기구와 국내외 기업, 연구소에서 이에 대한 연구 및 개발을 21세기 핵심 기반 사업으로 수행하고 있다. 미국, 유럽, 일본 등에서 광대역 무선 전송을 위하여 5GHz 대역을 허가 없이 사용할 수 있는 대역으로 확정하고, 우리 나라의 정보통신부에서도 전파법 시행령을 일부 개정하여 1999년 7월부터 확산 스택트럼이 아닌 방식을 무선 LAN 제품에 사용할 수 있도록 함에 따라 5GHz를 사용한 고속 무선 통신 시스템에 대한 연구 및 개발이 본격적으로 이뤄지고 있다.

IEEE 802.11g 표준은 IEEE 전체 802.11 워킹 그룹(working group)의 승인을 받아 2003년 6월에 통과됐다. 2.4GHz 대역에서 802.11과 호환성을 제공할 수 있어 기존망과 상호 운용이 가능하다는 장점이 있다. IEEE 802.11g는 기존의 2.4GHz 대역에서 OFDM 변조 방식을 이용하여 전송 속도를 54Mbps까지 지원하고, 이론적으로는 802.11a와 동등한 수준의 전송 속도를 제공할 수 있으나, Wi-Fi와의 하위 호환성을 위한 Wi-Fi 오버헤드를 끌어안는 부담 때문에 802.11a와 동일한 전송 속도를 얻기는 어려울 것으로 보인다.

위해 종전에 유럽 우편 전기 통신 주관청 회의(CEPT)에서 수행하던 표준화 기능과 조직을 모체로 하여 설립된 기구

IEEE 802.11과 802.11b 표준은 다수의 터미널들이 서로 직접 통신이 가능한 애드혹 네트워크의 형태로 통신하거나(그림 3), 무선 LAN 액세스 포인트(AP)와 무선 LAN 카드를 장착한 단말 간에 클라이언트/서버 구성 형태로 통신하거나(그림 4), 또는 보다 복잡한 형태로 통신할 수 있는 구조를 가지고 있다(그림 5) (Kim과 Kang, 2004).

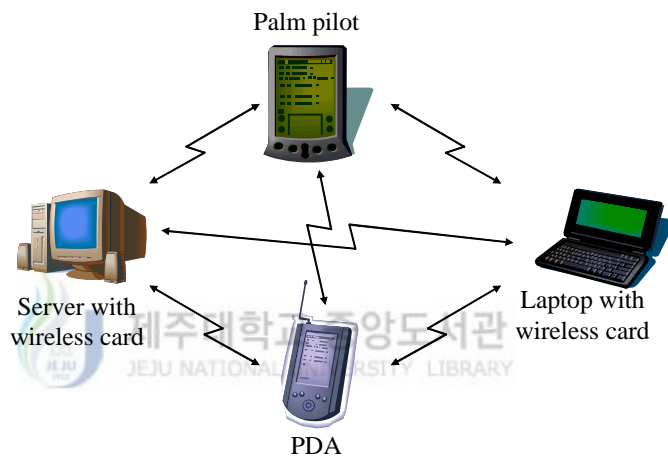


Figure 3. Peer-to-peer wireless mode

애드혹 네트워크 모드에서는 액세스 포인트가 별도로 존재하지 않기 때문에 무선 액세스 카드들은 CSMA/CA 프로토콜을 사용하여 채널의 공유를 위한 액세스를 제어한다.

한편, 클라이언트/서버 구조에서는 물리적으로 서로 가까이 있는(20m~500m) 여러 PC와 노트북 PC들이 중앙의 허브 역할을 하는 액세스 포인트에 접속되며, 이 액세스 포인트는 이들 단말과 유선 네트워크 간에 브리지(bridge) 역할을 수행한다. 무선 액세스 카드는 무선 LAN 허브 역할을 하면서 PC와 안테나 간의 인터

페이스(interface) 기능을 제공한다. 액세스 포인트는 일반적으로 천장이나 벽 상단에 위치하고 무선 LAN과 유선 네트워크 간에 데이터의 송수신 및 버퍼링을 수행하면서 115~250명의 사용자를 지원할 수 있다. 액세스 포인트는 또한 다수의 도약 수열 중에서 하나를 선택할 수 있도록 프로그래밍 될 수 있으며, PCMCIA 카드⁴는 그 선택된 수열에 맞추어 송수신한다.

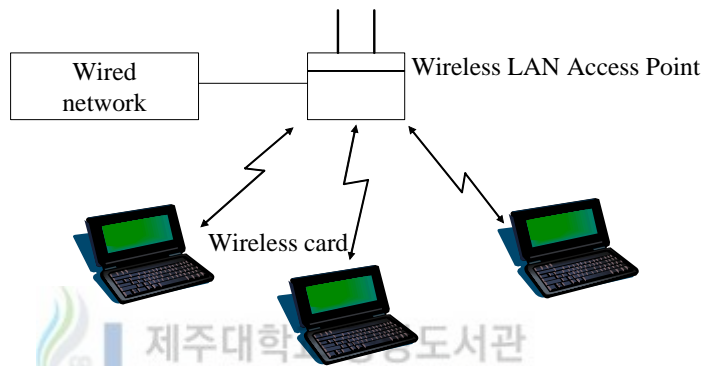


Figure 4. Client/Server wireless mode

빌딩 내의 보다 넓은 영역을 커버하기 위해서는 다수의 액세스 포인트를 설치하며, 이 때 셀룰러 구조에 의해 영역들이 부분적으로 겹칠 수 있다. 액세스 포인트는 커버리지 영역 내에서 사용자의 위치를 파악하여 자신과 통신이 가능한지를 결정한다. 그림 5에서 보는 바와 같이 다수의 액세스 포인트를 통해 다수의 무선 LAN이 상호 접속이 되는 분산 구조로 보다 복잡한 망이 구성될 수도 있다. 이 방식에서 다른 액세스 포인트를 거쳐 핸드오버(handover)나 로밍(roaming)이 쉽게

⁴ PCMCIA 카드: 일명 PC 카드라고 하며, 미국을 주축으로 한 업계 단체인 PCMCIA (Personal Computer Memory Card International Association)에서 제정한 규격에 부합되는 초소형 컴퓨터의 확장 기억 장치나 보조 기억 장치, 또는 주변 장치로 사용되는 IC 메모리 카드로, PCMCIA 표준 슬롯에 삽입하여 사용할 수 있도록 설계된 신용 카드 크기(54×85.6mm)의 IC 메모리 카드.

지원될 수 있다. 또한 공유 키 방식의 RC4(Ron's Code 4, Rivest's Cipher 4라고도 알려져 있음) 알고리즘을 선택 사양으로 사용하며, 이를 통해 암호화를 제공할 수 있다. 무선 LAN 카드는 연속 모드(무선 장치가 항상 켜져 있는 경우) 또는 절전 방식의 폴링 모드(무선 장치가 배터리 수명을 연장하기 위해 수면 상태로 들어가 있는 경우)로 동작할 수 있다. 후자의 경우, 액세스 포인트가 사용자에게 전송할 데이터가 있으면 버퍼에 저장해 두고, 데이터를 보내기 전에 사용자를 깨우기 위한 신호를 먼저 전송한다.

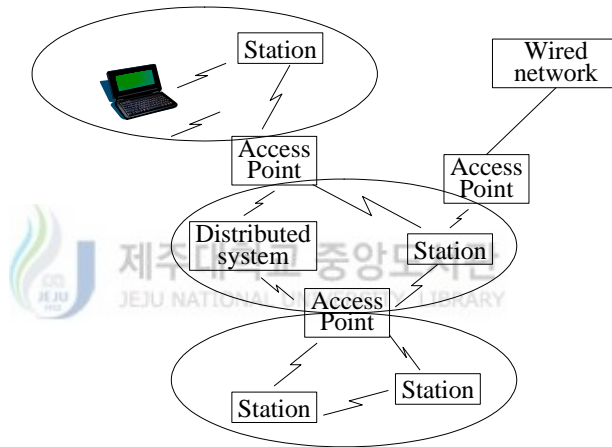


Figure 5. Wireless distributed mode

이들 구조를 구성하기 위해 가장 기본이 되는 것이 무선 LAN 카드(wireless LAN card)와 무선 LAN 액세스 포인트(AP), 옥외용 LAN 브리지(outdoor LAN bridge)이다.

무선 LAN 카드는 유선 LAN 환경에서 LAN 카드가 NOS(Network Operating System)와 유선 사이에서 인터페이스 기능을 수행하듯이 무선 LAN 환경에서 NOS와 안테나 사이에서 인터페이스 기능을 수행하여 네트워크로의 투명한 연결을

제공하며, 무선 LAN 카드는 유선 환경에서의 유사 LAN 카드들(PCMCIA, PCI, USB 등)과 동일한 형태(form factor)로 만들어진다.

액세스 포인트는 무선 환경에서의 LAN 허브를 말하며 표준 이더넷 케이블을 통해 유선 LAN의 백본과 연결되며 안테나를 통하여 무선 단말기들과 통신을 하게 된다. 액세스 포인트의 반경은 20m에서 500m에 이르며, 1개의 액세스 포인트는 기술 방식과 구성 및 사용 방법에 따라 수십 명의 사용자를 지원한다. 무선 LAN의 반경을 넓히는 작업은 액세스 포인트의 추가를 통하여 비교적 손쉽게 이루어지는데, 이 같은 방법은 네트워크의 혼잡(congestion)을 감소시키며 커버리지 영역(coverage area)을 확대시킨다. 대규모 시설 등은 상시적인 네트워크 접속을 제공하기 위하여 여러 대의 액세스 포인트를 요구하며 액세스 포인트는 자신의 영역 내에서 사용자의 움직임을 추적하며 특정 사용자의 통신을 승인하거나 거부할 수도 있다. 최근에는 라우터 기능을 겸비하거나 ADSL, 케이블 모뎀 등 초고속 인터넷망과의 연결을 지원하는 액세스 포인트도 출시되고 있다.

옥외용 LAN 브리지는 일반적으로 서로 다른 빌딩 간의 LAN 접속에 이용된다. 즉, 빌딩 간의 접속을 위해 광케이블을 도입하려 할 경우 비용 문제가 대두되거나 도로, 하천 등 물리적 장애물이 존재하는 경우 무선 LAN 브리지는 지향성 안테나(directional antennas)를 이용하여 비교적 고속의 데이터를 전송할 수 있으며 수 km에 걸친 반경에서 이용될 수 있다. 국내의 경우 전용선 회선 비용을 절감하기 위한 방법으로 인접한 PC방 간에 많이 사용되고 있다.

801.11 표준의 핵심요소 중 하나는 MAC이다. 이것은 802.11a/b/g 등의 모든 물리 계층(physical layer) 위에 위치할 수 있으며, 사용자 데이터가 자유공간으로 전송되는 것을 제어한다. MAC은 핵심 프레임 동작과 유선 네트워크 백본과의 상호 작용을 제공한다. 서로 다른 물리 계층은 각각 다른 전송 속도를 제공하며, 이런 모든 종류의 네트워크 사이에는 상호 운용성(interoperability)이 필요하다.

무선 LAN의 MAC 프로토콜의 구조는 그림 6과 같다. 그림에서 볼 수 있듯이 무선 LAN의 MAC 프로토콜은 DCF와 PCF로 구성된다. DCF는 CSMA/CA 방식으로 무선 LAN의 기본적인 MAC 프로토콜이다. 반면에 PCF는 무선 LAN MAC 프로토콜의 옵션(option)으로 실시간 데이터 전송을 위한 프로토콜이다. 같은 BSS 내에서는 PC(Point Coordinator)가 AP(Access Pointer) 내에 존재한다면 이 두 가지 방식의 모드가 공존하는데, DCF와 PCF가 서로 전환되면서 데이터의 전송이 이루어진다.

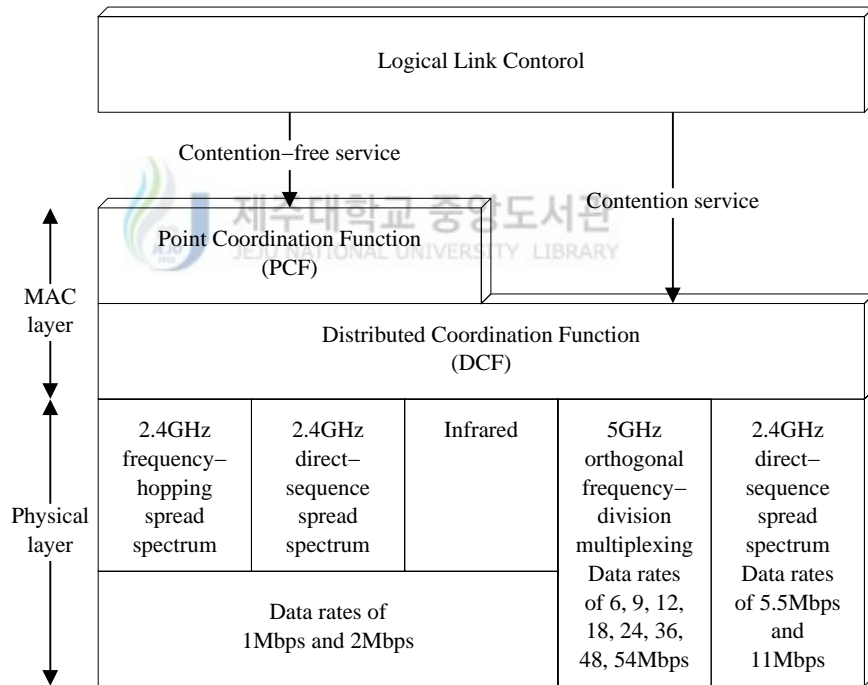


Figure 6. MAC protocol architecture of wireless LAN

2) 분산 조정 함수(DCF: Distributed Coordination Function)

(1) CSMA/CA(Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance)

무선 LAN은 유선 LAN과는 달리 무선의 특성상 매체의 충돌을 감지 할 수 없으므로 CSMA/CD(Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection) 대신 CSMA/CA를 사용한다. 따라서 기본적인 메커니즘은 CSMA/CD와 동일하다. 즉, 모든 단말들이 동등한 위치에서 매체를 액세스하기 위해서 경쟁한다. 만일, 한 단말이 전송하기 위해서 매체의 상태를 점검하고 매체가 현재 유힬(idle) 상태라면 전송을 시작한다. 그러나 매체가 사용 중(busy)이라면 랜덤 백오프 타임(random backoff time)만큼 기다린 후 전송을 시작한다. 이 랜덤 백오프 타임은 전송을 시도하는 단말마다 각각 랜덤하게 주어지므로 충돌을 사전에 피할 수 있다.

(2) 반송파 감지 메커니즘(Carrier Sense Mechanism)

DCF는 MAC에서 매체가 사용 중인지, 혹은 유힬 상태인지를 감지하기 위해서 물리적 반송파 감지(PCS: Physical Carrier Sense)와 가상 반송파 감지(VCS: Virtual Carrier Sense)를 사용한다.

PHY 계층에서는 물리적 반송파 감지를 위하여 PCA(Physical Channel Assessment)를 MAC으로 건네주고 MAC에서는 이를 채널의 상태를 결정하기 위한 하나의 계수(factor)로 사용하게 된다.

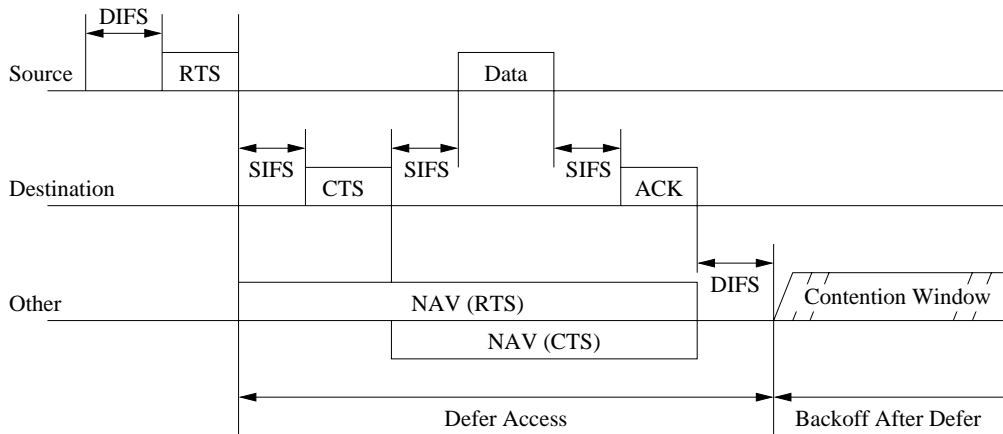


Figure 7. RTS/CTS/Data/ACK and NAV setting

MAC 계층에서는 위에서 언급한 PCS와 더불어 각 프레임 내에 있는 연속 필드 (Duration Field) 정보를 이용하여 VCS 프로토콜을 사용하게 된다. VCS는 각 프레임의 연속 필드를 이용하게 되는데, 이 정보를 이용하여 NAV(Network Allocation Vector)를 각 단말마다 설정하게 된다. NAV는 타이머처럼 동작하게 되는데, 연속 필드에서 얻은 값으로 시작해서 0으로 감소(discount)된다. NAV 값이 0으로 되었을 때, 단말은 새로운 연속 값으로 NAV를 설정하고 전송을 시작한다.

그림 8은 랜덤 백오프 타임이 적용된 과정을 보여준다. 전송을 하고자 하는 단말은 랜덤 백오프 타임을 설정하고 매체를 감지(sensing)하게 되는데, 매체가 유향 상태인 경우라면 백오프 타임을 줄이고 백오프 타이머가 만료되면 바로 전송을 시작한다.

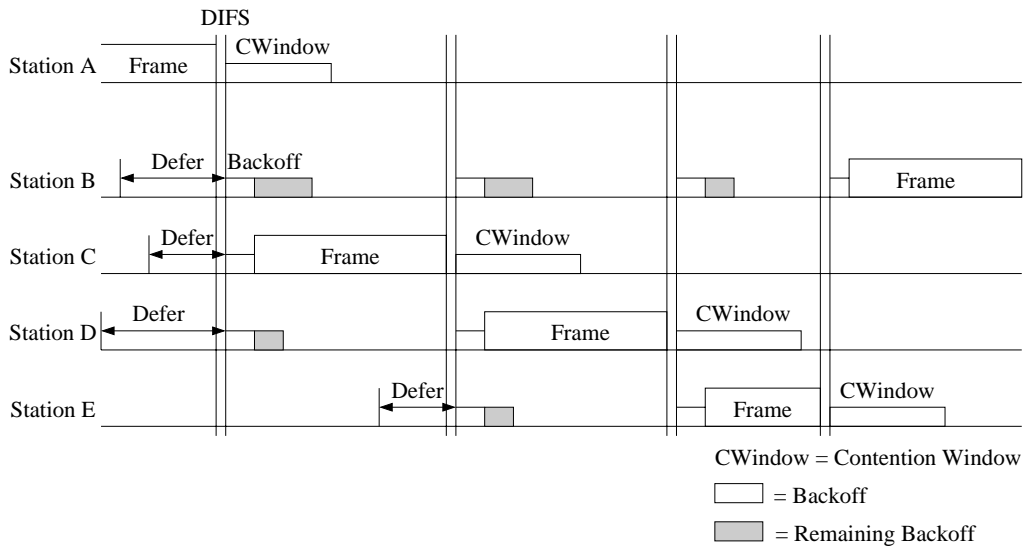


Figure 8. Backoff procedure



3) 포인트 조정 함수 (PCF: Point Coordination Function)

PCF 구간은 경쟁기반 전송 방식과는 달리 비경쟁 프레임 전송을 한다. 기반 구조 (infrastructure)의 포인트 조정자 (PC: Point Coordinator) 역할을 할 수 있는 액세스 포인트 (AP: Access Point)가 존재한다면, 이 포인트 조정자 (PC)의 통제 하에서 폴링 (polling) 방식으로 전송권을 얻게 된다. 따라서 PCF에서는 RTS⁵, CTS⁶를 사용하지 않는다. 포인트 조정자 (PC)의 폴은 비경쟁 폴이 가능한 단말만이 전송 받을 수 있는데, 이 단말들은 인증, 조합 과정을 거쳐서 폴링 리스트에 등

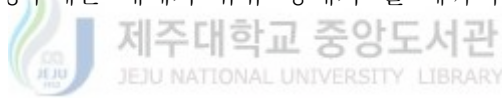
⁵ RTS (Request To Send): 컴퓨터와 외부 장치 간 직렬 통신에 사용되는 신호의 일종으로, 송신할 데이터가 있음을 표시하기 위해 컴퓨터나 데이터 단말장치에서 모뎀이나 데이터 회선 중단장치로 전달되는 인터페이스 제어 신호.

⁶ CTS (Clear To Send): 컴퓨터와 외부 장치 간 직렬 통신에 사용되는 신호의 일종으로, 컴퓨터나 데이터 단말장치 (DTE)가 데이터 전송을 개시해도 됨을 표시하기 위해 모뎀이나 데이터 회선 중단장치에서 컴퓨터나 DTE로 전달되는 인터페이스 제어 신호.

록이 된 단말들에게만 전송권이 주어진다.

포인트 조정자(PC)는 DIFS(DCF Inter-Frame Sequence)보다 더 적은 시간 안에 매체를 점유하여 전송권을 얻는다. BSS 내에 있는 단말들은 TBTT(Target Beacon Transmission Time)에서 NAV(Network Allocation Vector)를 *CFMaxDuration*으로 설정하여 풀이 되지 않은 여러 다른 단말들과 은닉 단말들의 전송을 막는다.

TBTT는 비콘(beacon)이 전송되도록 스케줄된 시간을 가리킨다. 데이터 전송에 대한 ACK⁷는 피기백(piggyback) 되며, 만약 non-CFP 단말이나 풀 되지 않은 CFP 단말의 ACK 프레임은 CFP 구간 동안에 DCF ACK 과정을 이용하여 ACK 프레임을 전송한다. CFP의 시작 시점에서 일단 PC는 매체의 상태를 검토한다. 매체가 PIFS 구간 동안에 유히(idle) 상태이면 전송을 하게 되는데, 만약 매체가 사용 중인 경우에는 매체가 유히 상태가 될 때까지 기다린 후, 비콘 프레임을 전송한다.



⁷ ACK (Acknowledge): 오류 검출 신호를 사용하여 데이터를 전송하고, 수신단에서 그 데이터의 오류 발생 유무를 검사하여 일정 주기마다 송신단에 알리는데 사용되는 전송 제어 신호 부호. 수신 데이터에 오류가 발생하지 않았는지 알기 위하여 사용.

2. 무선 센서 네트워크(Wireless Sensor Network)

센서 기술, MEMS(Micro Electro Mechanical System) 기술, 저전력 전자공학 기술, 저전력 RF(Radio Frequency) 설계 기술 등의 발달로 무선 네트워크를 통하여 연결될 수 있는 소형, 저가, 저전력의 센서 노드(sensor node)들이 개발되어 왔다. 이러한 센서 노드들은 센싱, 데이터 처리, 통신 컴포넌트들로 구성된다. 매우 많은 수의 센서 노드들이 관심 현상의 내부나 매우 밀접한 지역에 조밀하게 배치되어 무선 센서 네트워크를 형성하면 헬스, 군사, 홈 네트워크, 환경 감시, 공장 관리, 재난 감시 등의 다양한 응용에 적용될 수 있다.

무선 센서 네트워크에서 센서 노드의 위치는 미리 결정될 필요가 없으므로, 접근이 어려운 영역이나 재난 구조를 위한 응용을 위해 임의로 배치될 수 있다. 그러므로 센서 네트워크 프로토콜은 자가 구성(self-organizing) 능력을 가지며, 센서 노드들이 서로 협력하여 동작한다. 무선 센서 네트워크는 그림 9와 같이 센서 노드들이 배치된 센서 필드(sensor field)와 센서 필드와 외부망을 연결하는 싱크(sink)로 구성된다. 즉, 사용자나 응용은 싱크를 통하여 센서 필드에 질의를 전달하거나 센서 필드에서 수집된 데이터를 전달 받을 수 있다.

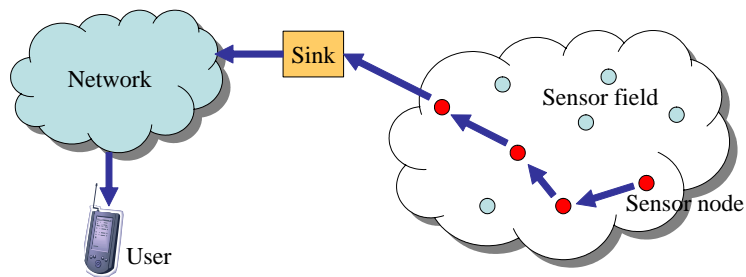


Figure 9. Structure of wireless sensor network

무선 센서 네트워크에서는 응용의 관심 현상 영역에서 수많은 센서 노드들이 미리 결정된 형태 없이 배치될 수 있고 근접한 센서 노드들이 유사한 정보를 감지하는 특성에 의해 임의의 센서 노드의 동작이 실패하거나 기능이 소멸되는 경우에도 네트워크의 전체적인 동작에는 영향을 미치지 않는 장점을 가진다. 그러나 무선 매체의 저속, 오류가 심한 전송 특성 및 제한된 전원 공급, 센서 노드의 임의 배치로 인한 교체 불가능 등의 문제점을 가진다. 그러므로, 이러한 무선 센서 네트워크를 위한 프로토콜은 에너지 소비를 네트워크 전체에 분산시켜 전체적 시스템의 수명을 증가시키는 방향으로 설계되어야 하며, 센서 네트워크의 동적인 변화에 빠르게 대응할 수 있어야 한다.

기존 통신 인프라가 없는 무선 센서 네트워크로부터의 정보 수집을 위해서는 센서 노드들 간의 무선 애드혹 네트워킹 능력이 필요로 되는데, 기존의 무선 애드혹 네트워크를 위해 제안된 라우팅 프로토콜은 무선 센서 네트워크가 가지는 특성들로 인해 적용하기에 적합하지 않다. 그러므로, 무선 센서 네트워크의 자가 구성적 능력, 제한된 전력과 데이터 중심적 특성을 고려한 무선 애드혹 라우팅 기법이 요구된다.

III. 관련 연구

1. 실시간 통신(Real-Time Communication)

무선 채널에서 비실시간 데이터와 함께 실시간 메시지를 위한 한정된 지연시간을 지원하기 위하여 여러 MAC 프로토콜들이 제안되어 왔다. 그러나 이러한 프로토콜들은 경쟁 파트를 완전히 배제하여 전형적인 프레임 구조를 기반으로 하므로, IEEE 802.11 표준을 따르지 않는다. 예를 들어, Choi와 Shin은 무선 네트워크에서의 실시간 및 비실시간 통신을 위한 통합 프로토콜을 제안했다(Choi와 Shin, 2000). 이 기법에서는 기지국(BS: Base Station)이 비실시간 EDF(Earliest Deadline First) 방식에 따라 실시간 모바일 단말들을 폴링한다. 또한 기지국은 메시지 충돌을 제거하기 위해 표준 CSMA/CA 프로토콜과 상관없이 수정된 라운드 로빈(round-robin) 기법에 따라 비실시간 메시지를 폴링한다.

실시간 응용들이 생성하는 실시간 메시지들은 응용이 요구하는 종료시한(deadline) 이내에 전송이 완료되어야 한다는 시간 제약 조건(time constraint)을 가지며 종료시한 이후에 전송이 완료된 메시지들은 손실로 처리된다(Arvind 등 1991). 영상 혹은 음성과 같은 실시간 메시지들은 연속적으로 발생하는 스트림의 형태를 보이며 주기 및 전송 시간 등의 시간 특성을 갖는데 일반적으로 전송에 있어서 일부 메시지의 손실을 허용한다. 실시간 네트워크는 메시지들의 시간 제약 조건을 만족시키기 위해서 오프라인 시나 혹은 새로운 실시간 연결이 설정될 때 주어진 메시지 스트림의 집합에 대해 시간 제약 조건을 분석하여 메시지 전송 스케줄을 결정하고 이 스케줄에 따라 온라인 시에 전송이 수행되도록 한다. 이 스케줄 및 전송 과정은 네트워크 프로토콜 계층 구조상 데이터 링크 계층의 기능에 속

하며 보장된 스트림들의 메시지 전송에 대해서는 네트워크에 오류가 발생하지 않는 한 시간 제약 조건을 항상 만족시킨다.

다중 접근 네트워크에서 사용되는 실시간 통신 방식은 크게 접근 중재(access arbitration) 방식과 전송 제어(transmission control) 방식의 두 범주로 분류되는데 접근 중재 방식은 각 노드가 전송할 수 있는 시점을 결정하는데 중점을 두고 있는 반면, 전송 제어 방식은 각 노드가 라운드 로빈 형태로 전송을 하되 노드가 매체를 통해 전송할 수 있는 시간 구간의 길이를 결정하는데 중점을 두고 있다(Malcolm과 Zhao, 1995). 즉, 접근 중재 방식은 공유된 네트워크에 대한 접근 요구가 발생했을 때 이를 우선 순위(priority)나 여유 시간(laxity)에 준하여 해결하는 방식으로 우선 순위에 기반한 비율 단조(rate monotonic) 스케줄링 방식이 이에 속한다. 이와는 대조적으로 전송 제어 방식은 각 노드가 네트워크에 배타적으로 접근할 수 있는 시간의 길이를 메시지 스트림의 트래픽 특성에 따라 결정하여 메시지의 시간 제약 조건을 만족시키는 방식으로서 FDDI(Fiber Distributed Data Interface)의 시간 제약 토큰(timed token) 프로토콜이 전형적인 예이다(Mirchandani와 Khanna, 1993). 더욱이 CSMA/CA에 기반한 무선 LAN에서 실시간 트래픽이 전송되는 비경쟁주기(CFP)에 각 노드가 폴링을 받을 때 매체에 접근할 수 있는 시간을 스트림의 특성에 따라 결정하도록 한다면 무선 LAN도 전송 제어 방식에 속한다(Lee 등 2001).

실시간 통신 프로토콜들이 메시지들의 시간 제약 조건을 만족시킬 수는 있지만 메시지 전송 중의 오류는 불가피하게 발생하며 전송 오류는 메시지의 손실을 의미한다. LAN 구조에서 전송 오류는 기본적인 매체 오류율, 외부 자극에 의한 일시적인 교란, 혹은 수신자의 버퍼 용량 초과 등의 요인에 의해 발생하며 통신 기술의 발달로 인해 매체 오류율이 감소하고 있기는 하지만 완전히 제거되지는 못하고 있다(Kurose, 1994). 또 멀티미디어 응용의 도입은 메시지의 크기를 증가시켜 매체 오류율의 영향을 증폭시키고 있다. 프로토콜 계층 구조상 논리 링크 제어(LLC:

Logical Link Control) 계층이 오류를 탐지하고 제어하는 기능을 수행하는데 go-back-N, 정지 대기(stop-and-wait), 선택적 재전송(selective repeat) 등 기존의 고전적인 오류 제어 기능은 그 과정이 메시지 전송 시간을 연장하게 되어 실시간 통신에는 적합하지 못하다(Schwartz, 1987).

이상의 방식들은 확인 혹은 재전송 요청 메시지의 전송과 이에 따르는 메시지의 재전송 과정이 오히려 메시지 전송 시간을 연장하여 메시지의 종료 시한을 초과하게 할 수 있을 뿐 아니라 재전송되는 메시지가 다른 실시간 메시지 전송을 지연하여 역시 종료 시한 초과를 유발할 수 있다.

실시간 통신에서는 대역폭 할당 기법이 최악의 경우를 고려하여 실시간 메시지를 위한 용량 백터를 결정하기 때문에 각 스트림은 여분의 대역폭을 갖게 되며, 실시간 스트림에 할당하고 남은 대역폭은 비실시간 메시지들이 이용하게 된다. 특정 실시간 메시지 스트림에 있어서 과할당된 대역폭을 이용한 재전송은 종료 시한 이내에 수행이 가능할 뿐 아니라 자신에게 배타적으로 할당된 대역폭을 사용하므로 다른 메시지의 전송에 전혀 영향을 주지 않는다. 또 수신자가 송신자에게 전송하는 재전송의 요청은 대역폭을 사전에 확보하기 어려우므로 비실시간 대역폭을 통해 전송을 수행하여 실시간 스트림의 전송에 주는 영향을 배제한다. 이와 같이 확장된 MAC 기능은 비록 메시지 전송 중에 발생하는 모든 오류를 복구하지는 못하지만 종료 시한을 고려하여 오류 제어를 수행하고 상위 계층에게 보다 나은 메시지 전송률을 제공할 수 있다.

2. 대역폭 할당과 환수(Allocation and Reclaiming of Bandwidth)

IEEE 표준을 따르는 대부분의 연구는 경성 실시간 보장을 제공하기 보다는 연성 멀티미디어 응용을 위한 적시 전송의 비율을 향상시키는 데 중점을 두고 있다. DBASE(Distributed Bandwidth Allocation/Sharing/Extension)는 IEEE 802.11 애드혹 무선 LAN에서의 동기적 트래픽과 멀티미디어 트래픽을 동시에 지원하기 위한 프로토콜이다. 기본 개념은 실시간 단말이 패킷을 전송할 때마다 다음 비경쟁주기(CFP: Contention Free Period)에 필요한 대역폭을 선언하고 예약한다. 모든 단말은 이 정보를 모아서 다음 사이클의 실제 대역폭을 계산한다. 이 기법은 무선 LAN 표준에 적용시킬 수 있으나 경성 실시간 메시지 스트림을 위해 설계된 것은 아니다.

학계 이외에서는 IETF⁸가 CSMA/CA 기반의 기법과 중앙집중식 폴링 기반의 접근 기법을 대체하기 위하여 새로운 EDCF(Enhanced DCF)와 HCF(Hybrid Coordination Function) 초안을 발표했다(Mangold 등 2002). 서비스 보장을 제공하지는 않지만, EDCF는 트래픽 종류에 따라 대역폭을 할당하는 확률적인 우선 순위 기법을 사용한다. HCF에 의하면, 서로 다른 종류의 제어기는 비경쟁주기 동안에 단말들을 폴링한다. 폴링으로 한 단말에게 메시지를 전송할 시작 시간과 최대 기간이 주어진다.

Caccamo 등은 시간 축이 고정된 크기의 슬롯으로 분할된 TDMA(Time Division Multiple Access) 구현을 통하여 결정적인 실시간 스케줄링을 지원하는 MAC을 제안했다(Caccamo 등 2002). 잠재적인 경쟁을 따르는 이 기법은 모든

⁸ IETF(Internet Engineering Task Force): IAB(Internet Architecture Board) 산하의 조직으로 인터넷의 운영, 관리 및 기술적인 쟁점 등을 해결하는 것을 목적으로 망 설계자, 관리자, 연구자, 망 사업자 등으로 구성된 개방된 공동체. 분야별로 40개가 넘는 그룹으로 구성되어 있다. IAB의 최종 승인을 얻기 위해 제출되는 통신 규약 표준 제안의 중요한 원천이 되며, 1년에 3회의 모임을 갖는다.

단말이 메시지가 매체를 접근할 수 있는지를 결정하기 위하여, 공통의 실시간 스케줄링 알고리즘을 동시에 수행시켜야 한다. FRASH(FRAME SHaring)은 자원 환수 기법의 잘 알려진 예이다. 이 기법의 특징은 경성 실시간 보장을 지원하는 네트워크 이용률을 높이는 것이다. 네트워크 이용률을 높이는 것은 경성 실시간 메시지에 의해 예약 되었으나 사용되지 않은 슬롯들을 환수함으로써 이를 수 있다. 또한 그러한 프레임들은 비주기적 메시지들의 응답률을 향상시키기 위해 비주기적 서버에 재할당될 수 있다.

Adamou 등은 무선 LAN 상에서 모든 실시간 스트림의 처리량을 최대화 시킬 뿐만 아니라 종료시한 시간 제약 조건을 가진 실시간 스트림 사이의 공정성을 다루기 위한 스케줄링 문제에 중점을 두었다. 이 기법은 모든 응용들 사이에 QoS(Quality of Service)의 최대 감쇄 정도를 최소화 시키는 것을 목적으로 했다. 스케줄링 정책은 EDF(Earliest Deadline First), GDF(Greatest Degradation First), EOG(EDF Or GDF), LFF(Lagging Flows First)로 구성되고, 기지국은 폴링 기법을 사용하여 실시간 패킷 전송을 스케줄한다. 이 기법은 기지국이 어느 단말이 재전송할 메시지를 가지고 있는지 알고 있다. 또한, 재전송할 메시지의 종료시한까지도 알고 있으며, 위에서 기술한 기준에 따라 그 중 어느 단말을 폴링할 것인지 결정한다.

3. 오류 제어(Error Control)

패킷 손실을 보상하기 위한 대표적인 기법들로는 보간(interpolation)이나 인터리빙(interleaving)을 이용한 은폐(concealment) 기법들(Ramsey 1970, Goodman 등 1986), ARQ(Automatic Repeat reQuest)와 같은 재전송에 기반한 오류 복구 기법들(Floyd 등 1997), FEC(Forward Error Correction)에 기반한 오류 제어 기법(Shacham과 McKenney 1990, Rizzo 1997, Bolot와 Garcia 1996, Padhye 등 2000) 등이 있다.

은폐 방법은 손실된 패킷 자체를 복구하지 못하기 때문에 오류 복구를 할 수 없다. ARQ는 수신자가 송신자에게 오류가 발생했을 경우 재전송을 요청하는 기법이며, FEC는 송신되는 데이터와 함께 오류 복구를 위한 추가적인 정보를 사용하여 수신 쪽에서 오류를 복구하게 된다.

일반적으로 IEEE 802.11에서 제공되는 오류 제어 방식은 ARQ 방식, 즉 재전송을 통해 이루어지는 방식이다. 유선 통신에서와 마찬가지로 ARQ 방식은 송신자가 데이터를 보내고 수신자가 이에 대한 응답이 없을 경우 재전송이 이루어진다. 이와 같은 방식은 오류가 빈번하게 발생할 경우 오류 복구를 위한 재전송이 빈번해 지므로 비효율적이고, 재전송 지연 때문에 실시간 응용에서는 적합하지 못하다. 주 정보와 함께 부가 정보를 전송하는 FEC 기법은 패킷이 손실될 경우 그것의 부가 정보를 이용하여 원래의 패킷을 복구한다. 이 방법은 재전송 지연이 없이 패킷 손실을 효과적으로 줄일 수 있기 때문에 인터넷 전화와 같은 대화식 응용에 가장 적합하다. 그러나 FEC는 모든 패킷에 부가 정보를 포함시키기 때문에 패킷 손실률이 작을 때 대역폭이 낭비될 수 있다.

재전송 기법과 더불어 현재 사용 가능한 네트워크 대역폭에 따라 전송자가 전송 비율을 조절하는 방법이 있다. Shah는 특히 핫스팟 네트워크(hot-spot network),

즉 작은 지역에 많은 단말들이 제한된 채널 대역폭을 공유하는 환경에 적합한 싱글홉(single-hop) 애드혹 무선 네트워크에서 동적인 대역폭 관리 기법을 제안했다(Shah 등 2005). 이 기법에서는 사용 가능한 채널 용량이 변하고 다양한 스트림의 트래픽 특성이 변화하기 때문에 대역폭 관리자는 동적으로 개별적인 스트림에 채널 접근 시간을 재할당한다.

네트워크 상태가 좋지 못해서 네트워크 경쟁 및 데이터 비율이 낮을 때, 전송 큐는 샘플링 결과가 도착하는 것보다 더 빨리 비워지게 된다(Madden 등 2003). 그러나 한 구간 동안 생성된 메시지의 수가 매우 동적으로 변화하기 때문에 큐가 오버플로우(overflow) 되는 상황이 발생한다. 이러한 경우에는 시스템이 어느 것을 제거해야 할지를 결정해야 한다. *Naive* 기법에서는 어떠한 데이터도 다른 데이터보다 더 중요하게 다뤄지지 않아서, 큐가 FIFO(First In First Out) 방식으로 비워지게 되고 데이터가 삭제된다. *Winavg* 기법도 유사하게 처리되지만, 큐가 꽉 찰 때 결과가 삭제되는 대신에 큐에서 앞의 두 개의 결과가 평균으로 계산되어 새로운 결과를 저장할 공간을 만든다. 큐의 맨 앞의 데이터는 여러 레코드의 평균값이기 때문에, 그와 관련된 카운트를 결합시킨다. *Delta* 기법에서는 데이터 값이 이 단말에 성공적으로 전송된 가장 최근의 값과의 차이에 비례하여 초기값이 할당된다. 이 때 가장 높은 스코어를 갖는 데이터가 전송될 것이다.

4. 네트워크 모델(Network Model)

앞에서 보았듯이 IEEE 802.11 MAC은 그림 10과 같이 필수 기능인 DCF와 선택 기능인 PCF를 정의하고 있다. 즉, 전송 매체는 경쟁 모드인 DCF와 비경쟁 모드인 PCF 모두에서 동작할 수 있다.

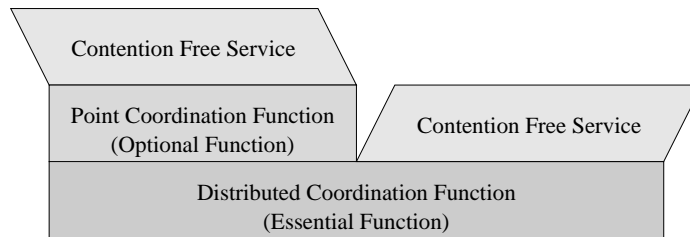


Figure 10. Wireless LAN MAC



DCF는 비동기식 전송 방식으로, IEEE 802.11 MAC의 기본적인 매체 접근 방식을 제공하며 모든 상용 무선 LAN 제품에 구현돼 있다. 그러나 DCF는 무선 매체 접근에 있어서 단말 간의 우선 순위를 전혀 고려하지 않는다. 이런 DCF의 특성은 다양한 형태의 데이터 트래픽 전송을 반영하지 못해 결국에는 사용자가 요구하는 QoS를 지원할 수 없다.

동기식 전송 방식은 폴링을 통한 매체 접근 방식으로, PCF에 의해 구현된다. PCF에서는 포인트 조정자(PC) 기능을 중앙의 액세스 포인트에 위치시켜 액세스 포인트(AP)에 의해 모든 단말에 대한 서비스를 직접 제어하는 중앙 제어식 폴링 기능을 사용한다.

즉 액세스 포인트(AP)는 각 단말에게 프레임을 보낼 수 있는 기회를 주기 위해

연결된 단말들을 주기적으로 폴링한다. 그러나 PCF는 트래픽 특성에 따른 서비스는 지원하지 않으며, 또한 널리 구현되고 있지 않으므로 실효성은 매우 낮다고 할 수 있다.

1) DCF의 경쟁 기반 서비스

DCF는 IEEE 802.11의 기본적인 매체 접근 방식으로서 CSMA/CA 프로토콜과 랜덤 백오프 타임(random backoff time)을 이용하여 단말 간에 매체를 공유하기 위한 것이다. CSMA/CA 프로토콜을 통해 유휴 채널이 발생하기를 기다리고 있다가 동시에 전송을 시도하는 단말 간의 충돌 확률을 감소시키며, 이 때 랜덤 백오프 절차를 적용하게 된다.

반송파 감지(carrier sense) 방식으로 물리 계층(PHY: Physical layer)에서 제공하는 물리적인(physical) 기법과 NAV(Network Allocation Vector)를 이용하는 가상(virtual) 기법이 사용되며, 매체 접근에 대한 우선 순위를 설정하기 위해 IFS(InterFrame Space)를 사용한다. 가상 반송파 감지 기법은 채널에 대한 예약 정보를 알리는 방식으로, 실제 데이터를 전송하기 전에 미리 RTS와 CTS를 교환하여 채널의 예약을 알리는 것이 그 한 예가 된다. RTS와 CTS 프레임은 매체가 실제 데이터를 전송하기 위해 예약되는 시간의 길이를 정의하는 Duration/ID 필드를 포함한다. 그림 11은 MAC 프레임의 형식을 보여주고 있다.

매체의 예약 상태를 알리는 또 다른 방식은 전달되는 프레임 내에 있는 Duration/ID 필드를 사용하는 것이다. 이 필드를 통해 매체가 특정 구간까지 예약되어 있음을 통보할 수 있다.

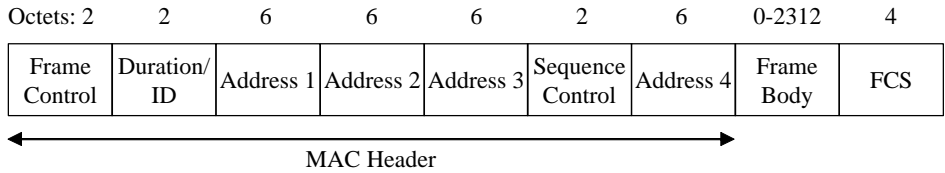


Figure 11. MAC frame format

RTS와 CTS의 사용을 통한 가상 반송파 감지에 의해 은닉 단말 문제를 해결할 뿐만 아니라, RTS와 CTS 교환은 충돌로 인한 전송 데이터의 손실을 즉각적으로 확인할 수 있도록 한다. 즉, RTS를 전송한 단말에 대해 CTS가 감지되지 않을 경우 해당 단말은 이 짧은 길이의 RTS-CTS 교환 절차를 반복함으로써, 직접 데이터를 전송한 후에 ACK를 기다려서 데이터 전송의 신뢰성을 확인하는 경우에 비해 보다 적은 시간 내에 효율적인 확인이 가능하다.



(1) 반송파 감지 기법(Carrier Sense Mechanism)

물리적인 반송파 감지 기법은 물리 계층(PHY)에 의해 제공되며 이에 대한 자세한 내용은 802.11 PHY 규격을 참조할 수 있다. 가상 반송파 감지 기법은 MAC 계층에 의해 제공되며, NAV를 사용한다. NAV는 각 단말(station)에 존재하는 일종의 카운터로서, 프레임에 포함된 듀레이션 필드(duration field)를 참조하여 언제 채널이 유휴 상태가 될 것인가에 대한 정보를 가진다.

(2) 우선 순위를 부여하는 IFS(InterFrame Space)

프레임 간의 시간 간격을 IFS라고 하며, 802.11 MAC에서는 단말이 무선 매체의 유휴 상태임을 감지한 후에 다음 동작까지 기다려야 할 최소한의 시간을 정의

하기 위해서 IFS를 사용한다. IFS에 의해서 여러 종류의 우선 순위를 제공하는데, IFS 값이 작을수록 높은 우선 순위를 가진다. 802.11 MAC에서 사용하고 있는 IFS의 종류는 다음과 같다.

- SIFS(Shorter InterFrame Space): 하나의 프레임 전송이 완료되고 ACK, CTS 프레임 등을 전송하기 전까지의 시간 간격이며, IFS 중에서 가장 높은 우선 순위 레벨을 제공한다. SIFS는 프레임을 전송한 단말이 다른 프레임을 받을 수 있는 상태까지의 시간을 고려해 물리 계층에 따라 고정된 값을 가진다. 가장 짧은 IFS인 SIFS는 ACK, CTS 프레임, 연속되는 단편화(fragmentation) 프레임, 그리고 비경쟁주기(CFP)에서의 프레임 등에 사용된다.
- PIFS(Point InterFrame Space): 오직 비경쟁주기(CFP)의 시작 부분에서 PCF로 동작할 때, 다른 단말들보다 우선적으로 매체 접근 권한을 얻기 위해 액세스 포인트(AP)가 사용한다. PIFS는 SIFS와 슬롯 타임(Slot Time)의 합으로 결정된다.
- DIFS(Distributed InterFrame Space): DCF로 동작하는 모든 단말이 데이터와 관리 프레임을 전송할 때 사용한다. PCF 기반 전송보다 낮은 우선 순위의 전송이 되며, DIFS는 PIFS와 슬롯 타임의 합과 동일하다.
- EIFS(Extended InterFrame Space): DCF 기반의 단말에서 프레임 전송에 오류가 있을 때, 수신 단말에게 ACK 프레임을 보낼 수 있는 충분한 시간을 주기 위해 사용한다.

(3) 백오프 과정을 통한 매체 접근 방식

DCF의 채널 접근 방식은 그림 12와 같이 무선 매체가 유휴 상태라도 즉시 프레임 전송을 하지 않고 각 IFS에서 정의된 일정 시간만큼 대기한 후에 전송을 개

시할 수 있다. 즉, 채널이 DIFS 기간 동안 유힬 상태를 유지하면 MAC은 랜덤 백오프 카운터(Random Backoff Counter)를 선택해 백오프 과정을 시작한다. 백오프 카운터는 무작위 $(0, CW)$ 값과 슬롯 타임 값을 이용해서 구한다. 무작위 $(0, CW)$ 는 $[0, CW]$ 사이에 걸쳐 일정한 확률로 분포하는 의사-무작위 정수이며, 여기서 CW (Contention Window)는 CW_{min} 과 CW_{max} 사이의 정수 값이다.

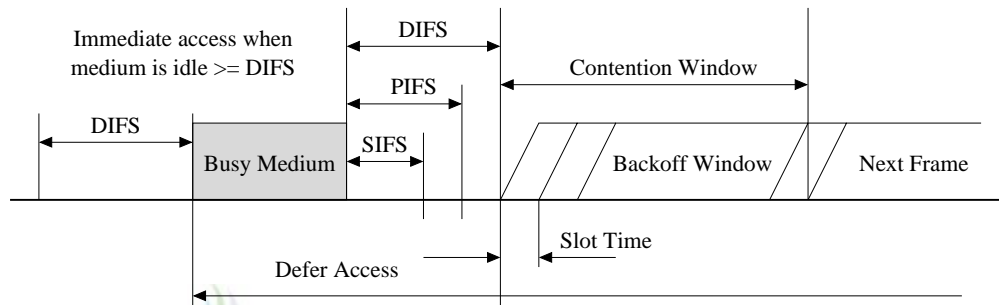


Figure 12. Media access method of DCF

매체가 유힬 상태를 유지하는 동안은 각각 슬롯 타임 주기마다 백오프 카운터가 감소하게 되며, 백오프 카운터가 0으로 됐을 때 프레임을 전송하게 된다.

그러나 전송 큐가 비어 있을 때 프레임이 도착하고 DIFS 기간 동안 매체가 유힬 상태를 유지하고 있는 경우에는, 백오프 과정 없이 즉시 프레임을 전송할 수 있다. 물론 중간에 다른 단말이 전송해 충돌이 발생할 경우도 있는데, 이 때는 마찬가지로 백오프 절차가 진행된다.

원하는 목적지에 프레임이 성공적으로 도착하면 목적지 단말은 다시 DIFS보다 짧은 SIFS 만큼의 시간을 기다린 후 ACK 프레임을 전송한다. 송신 측에서 ACK 프레임을 받으면 목적지에 데이터 프레임이 제대로 전송된 것으로 인식한다. 데이터 프레임과 ACK 프레임 간의 SIFS 시간 때문에 ACK 프레임의 전송이 다른 단

말의 경쟁으로부터 보호받을 수 있다.

이후 다른 단말들은 DIFS 시간만큼의 유휴 상태 이후에 백오프 절차를 재개한다. 만약 데이터 프레임에 대한 ACK 프레임을 받지 못한 경우에는 그림 13과 같이 또 다른 백오프 절차를 통해 재전송한다.

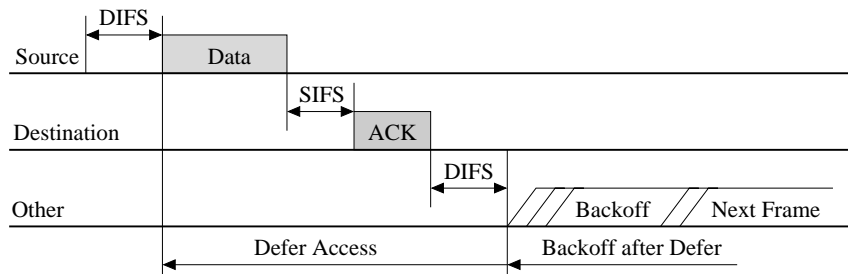


Figure 13. DCF operational process which uses the CSMA/CA



(4) 지수함수적으로 증가하는 백오프 카운터

모든 단말은 백오프 카운터를 선택하는데 이용되는 CW 값을 유지하고 있다. CW 의 크기는 최초에는 CW_{min} 값으로 설정이 되나, ACK 프레임을 받지 못하는 경우 등의 전송 실패에 의해 최대 CW_{max} 값까지 지속적으로 증가한다. 전송 시도가 실패하면 새로운 백오프 카운터를 구하기 위해 사용되는 CW 값이 이전에 가지고 있던 값의 두 배가 된다. 따라서 단말의 재전송 회수가 많을수록 CW 값을 그림 14와 같이 지수함수적으로 증가시키는데, 그 이유는 결합된 단말의 수가 많은 고밀도 네트워크에서 추가적인 충돌을 최소화하고 전송 성능을 최대로 하기 위해서이다.

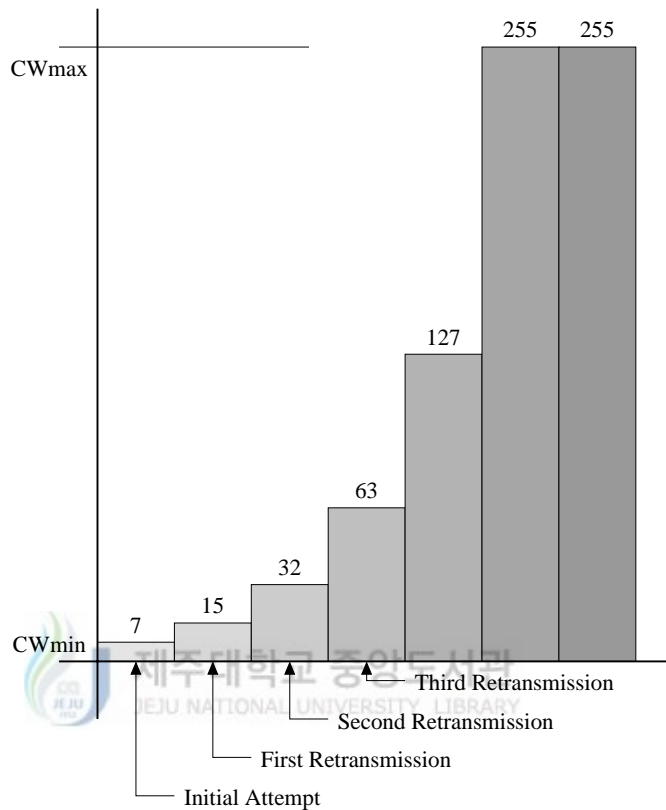


Figure 14. Exponential function increase example of CW value

성공적인 전송을 마친 단말은 CW 값을 다시 CW_{min} 값으로 설정하며 전송해야 할 프레임이 큐에 없더라도 DIFS 시간을 기다린 후에 다시 백오프 카운터를 설정하게 된다. 이 과정을 프레임의 성공적인 전송 이후에 수행하기 때문에 포스트 백오프(post backoff) 과정이라고 일컫는데, 포스트 백오프 과정을 통해 연속되는 두 개의 프레임 전송에 반드시 하나의 백오프 시간을 가지도록 하고 있다.

(5) 은닉 단말 문제의 해결

무선 LAN 환경에서는 은닉 단말이 있을 수 있다. 하나의 액세스 포인트(AP)와 프레임 전송하는 두 개의 단말이 있을 때, 서로 직접 볼 수 없는 경우에는 서로에게 은닉 단말이 된다. DCF는 반송과 감지를 이용해 동작하기 때문에 은닉 단말의 존재는 전송시 충돌을 유발해 전체 네트워크의 성능을 상당히 떨어뜨린다.

은닉 단말 문제를 해결하기 위해 802.11에서는 RTS(Request to Send)/CTS(Clear to Send) 기법을 정의하고 있다. 즉, 전송을 시작하려는 송신 단말은 데이터 프레임을 전송하기 이전에 RTS 프레임을 수신 단말에게 전송하며, 수신 단말은 RTS 프레임을 받은 후에는 CTS 프레임을 송신 단말에게 전송한다. RTS와 CTS 프레임에는 전송하려는 데이터 프레임과 이에 대응하는 ACK 프레임을 전송하기 위한 시간 정보를 포함하고 있다.

따라서 수신 단말에 인접해 있는 은닉 단말을 포함한 다른 단말들은 전송 중에 있는 단말들이 있음을 인지해 새로운 전송 시도를 하지 않으며, NAV(Network Allocation Vector) 시간을 설정한다. 이 NAV가 설정된 단말들은 해당 NAV 값이 0으로 되기 이전에는 매체 접근을 위한 경쟁을 하지 않는다. 그림 15에서와 같이 RTS, CTS, 데이터와 ACK 프레임들 간에는 SIFS를 사용함으로써 다른 단말의 경쟁 시도로부터 프레임의 전송을 보장하고 있다.

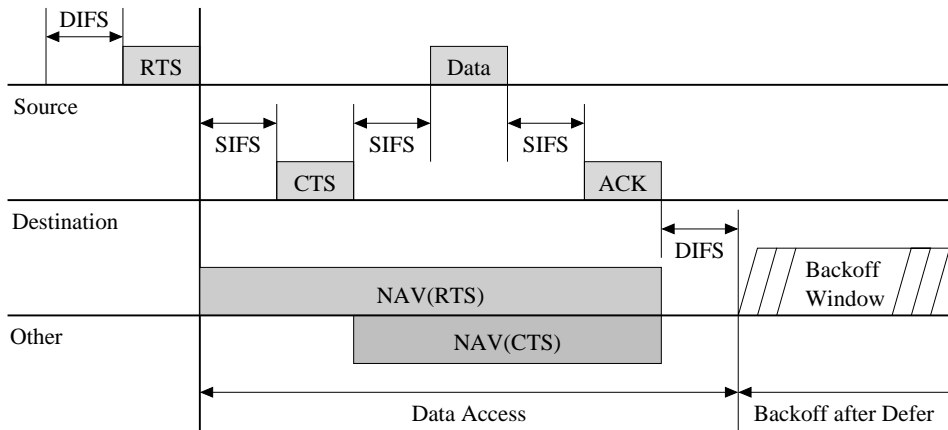


Figure 15. Exchange of RTS/CTS frame

2) PCF의 비경쟁 기반 서비스

802.11 MAC에서는 실시간성이 요구되는 응용 서비스를 지원하기 위해 무선 매체에 접근하는 방법으로 PCF를 제공하고 있다. 우선 순위를 기반으로 하는 PCF는 시간 제한적이고 비경쟁 프레임 전달을 위하여 MAC 계층에서 선택적으로 사용할 수 있는 모드이다.

이 동작 모드에서는 단말들로부터의 프레임 전송을 제어하기 위해 포인트 조정자(PC)가 액세스 포인트(AP) 내에 존재한다. 모든 단말들은 각 비경쟁주기의 시작 시점에서 그들의 NAV 값을 설정함으로써 포인트 조정자(PC)의 제어를 받기 때문에 PCF는 DCF에 비해 높은 우선 순위를 가진다. 그렇지만 NAV 값이 설정된 단말들도 선택적으로 비경쟁 폴 프레임에는 응답할 수 있다.

PCF 방식에서는 그림 16과 같이 기본 서비스 셋(BSS: Basic Service Set) 내에서 시간 축으로 슈퍼프레임(super frame) 단위로 분할되고, 각 슈퍼프레임은 비경쟁주기(CFP: Contention Free Period)와 연속되는 경쟁주기(CP: Contention

Period)로 구성되고, 교대로 반복된다.

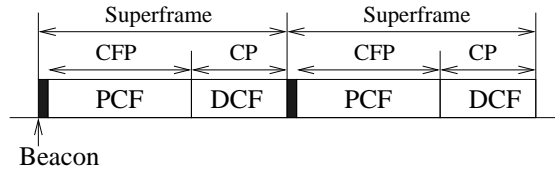


Figure 16. Time axis of wireless LAN

각 슈퍼프레임에서 비경쟁주기(CFP)와 경쟁주기(CP)는 각각 포인트 조정 함수(PCF)와 분산 조정 함수(DCF)로 사상된다. 슈퍼프레임은 DCF로 최소 하나의 패킷이 전송될 수 있도록 하는 최소의 경쟁주기(CP) 구간을 갖는 것이 필수적이다(IEEE 802.11-1999).

포인트 조정자(PC) 노드(일반적으로 액세스 포인트(AP))는 비경쟁주기(CFP) 동안 각 단말을 순차적으로 폴링한다. 애드혹 모드인 경우에도 특정 노드가 해당 그룹 내에서 포인트 조정자(PC) 역할을 수행하도록 전담하는 것이 가능하다. 네트워크 동작은 다른 패킷들보다 높은 우선순위를 갖는 제어 패킷들의 교환에 의해 수행된다. 패킷을 전송하기 전에 노드가 대기하는 프레임간 시간 간격(IFS: Inter Frame Space)의 길이를 다르게 함으로써 접근 우선순위를 차별화할 수 있다.

포인트 조정자(PC)는 *CFPRate* 네트워크 매개변수(parameter)로부터 유도된 일정 간격마다 비콘 메시지를 방송함으로써 비경쟁주기(CFP)를 시작한다. 비경쟁주기(CFP)를 위한 폴링 기법 중 가장 많이 사용되는 것이 라운드 로빈 방식이며, 모든 노드는 매 폴링 라운드마다 한번씩 폴링 된다. 폴링 라운드가 하나의 슈퍼프레임 내에서 완료되지 못하는 경우에는 하나 이상의 슈퍼프레임으로 이어진다.

모든 단말들이 모두 폴링 되기 전에 비경쟁주기(CFP)가 종료되는 경우에는, 다

음 비경쟁주기(CFP)가 시작되면 폴링 리스트의 그 다음 노드부터 재시작 된다. 폴링된 노드는 미리 정의된 시간 간격 동안 메시지를 전송할 권리가 주어지며, 항상 전송할 메시지가 있는지 없는지에 대하여 즉시 폴에게 응답한다.

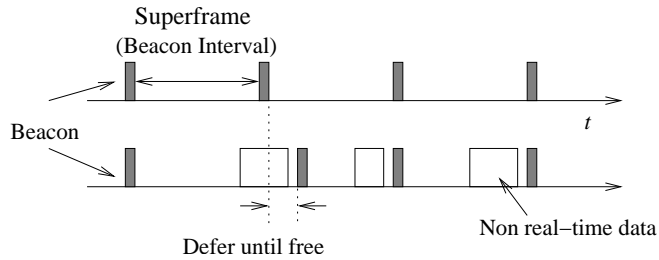


Figure 17. Deferred beacon problem

그림 17에서 보여지는 바와 같이, 조정자에 의한 비콘의 전송 결정은 매체가 목표 비콘 전송 시간(TBTT: Target Beacon Transmission Time)에 유휴 상태인지 아닌지에 의존한다. 매체가 유휴한 경우에만, 짧은 프레임간 시간 간격 때문에 조정자가 우선순위를 갖게 될 것이다. 다른 패킷이 이미 네트워크를 점유하고 있다면, 비콘 프레임의 전송은 지연될 수 있으며, 결과적으로 경성 실시간 메시지를 위한 네트워크 스케줄을 위반하게 만든다. 그림 17에서 유추되는 바와 같이, 비콘 프레임의 최대 지연 시간은 비실시간 패킷의 최대 길이와 상충한다.

5. 메시지 모델(Message Model)

실시간 통신 학계에서 실시간 트래픽(real-time traffic)이란 용어는 일반적으로 동일한 속도로 진행되는 동기적인 트래픽을 뜻하며, 근원지에서 연속적인 방식으로 생성되어 해당 목적지에 또한 연속적인 방식으로 전송되는 메시지 스트림으로 구성된다(Liu, 2000). 스트림 셋은 시스템이 동작하기 이전에 미리 고정되고 알려져 있으며, 각 스트림의 가장 중요한 트래픽 특징은 주기와 메시지 크기이다. 스트림 셋이 변경되는 경우에는 대역폭이 재할당되거나 네트워크 스케줄 모드가 변경된다(Shah 등 2005). 본 논문은 n 개의 스트림, 즉 S_1, S_2, \dots, S_n 으로 이루어진 일반적인 실시간 메시지 모델을 기반으로 한다. 각 스트림에 대하여 C_i 보다 작은 메시지가 각 주기 P_i 가 시작될 때 도착하여 주기 내에 전송되어야 한다. 스트림의 주기는 P_i , 메시지의 최대 길이는 C_i 로 표기된다. 각 스트림의 첫 번째 메시지는 시간 0에 도착한다. 메시지의 목적지는 셀 영역 내부가 될 수도 있고, 셀을 벗어난 곳일 수도 있으며, 외부로 전송되는 메시지는 일단 액세스 포인트(AP)와 같은 라우터 노드로 전송되고 난 뒤 최종 목적지까지 포워딩 된다.

6. 시뮬레이션 툴(Simulation Tools)

1) 소개

NS2(Network Simulator version 2) 시뮬레이터는 TCP, UDP, FTP, HTTP 등과 같은 TCP/IP 프로토콜 패밀리와 라우팅 프로토콜(routing protocol), 그리고 멀티캐스팅 프로토콜, RTP, SRN 등과 같은 다양한 인터넷 프로토콜을 시뮬레이션할 수 있다. 그리고 애드혹 네트워크, 이동 통신망의 기지국 모델, 무선 LAN, 모바일 IP 관련 프로토콜, UMTS, 위성 네트워크(satellite network) 등과 같은 무선 네트워크까지 지원할 수 있다.

NS2 시뮬레이터의 전신은 콜롬비아 대학에서 개발한 시뮬레이션 테스트베드(Testbed)인 NEST를 기반으로 UC 버클리(University of California at Berkeley)에서 1988년에 개발한 리얼 네트워크 시뮬레이터(REAL Network Simulator)이다. 그리고 1989년에 LBNL(또는 LBL)이라는 네트워크 연구 그룹이 REAL을 기초로 하여 네트워킹에 적용할 수 있는 프로그램을 연구하였는데, 이 연구 결과로 발표된 것이 NS1이라는 네트워크 시뮬레이터이다.

NBNL에서 개발한 NS1 시뮬레이터는 확장된 TCL(Tool Command Language) 스크립트 언어를 사용하였다. 결국 1995년에 VINT 프로젝트의 일환으로 DARPA에서 자금 지원을 받아, NS1 시뮬레이터가 완성되었다. 그리고 1996년에 NS1 시뮬레이터의 기능을 더욱 더 향상시킨 NS2가 발표되었다. NS2 시뮬레이터는 NS1 시뮬레이터에서 사용한 시뮬레이션 언어인 TCL 대신 MIT에서 개발하여 발표한 OTCL을 사용하여 소스 코딩 하였다. NS2는 NS1 시뮬레이터와 완벽한 Backward 호환성(compatibility)을 지원하였다. NS2는 지금도 계속해서 기능이 추가되어 소스 코드가 인터넷 상에서 소개되고 있다.

2) 기본 구조

NS2 시뮬레이터는 스크립트 언어(script language)로 소스 코딩을 하지만, 여러 가지 프로그램들이 혼합되어 하나의 프로그램 패키지(program package)를 이룬다. 그림 18에 NS2 시뮬레이터의 기본 구조를 나타내었다(Bae와 Han, 2005).

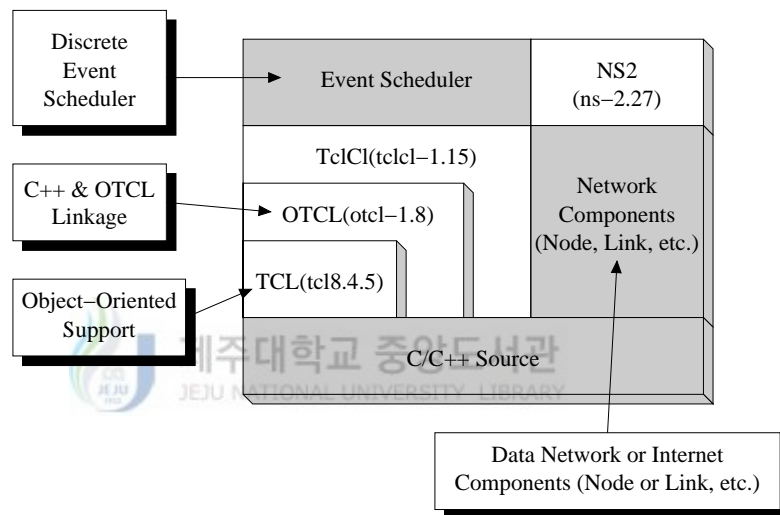


Figure 18. Structure of NS2 simulator

NS2 시뮬레이터의 구조상 특징은 이벤트 스케줄러(event scheduler)와 IP 기반의 네트워크 컴포넌트(network component)를 기반으로 하여 이루어진 Event-Driven 방식을 채택한 네트워크 시뮬레이터라는 것이다.

NS2 시뮬레이터에서 사용하는 프로그램 언어는 TCL 스크립트 언어에 객체(object) 지향의 개념을 추가한 OTCL(Object TCL)과 C++이다. 여기에서 C++로 기술된 부분들은 주로 소스 코드를 정의한다. 그리고 OTCL은 사용자 인터페이스(User Interface)와 매개변수 등을 정의하였다. 그리고 Tclcl(tclcl-1.15)을

OTCL과 C++를 연동시키기 위해 사용하였다. 그림 19의 각 프로그램 뒤에 표시한 숫자들은 *ns-allinone-2.27* 패키지에 포함된 프로그램 파일의 버전을 뜻한다.

NS2 시뮬레이터는 네트워크 컴포넌트가 거의 대부분을 차지하고 있으므로 매우 중요하다고 할 수 있다. 네트워크 컴포넌트에는 노드(node), 링크(link), 큐(queue), 에이전트(agent) 등이 포함된다. 그림 19에 NS2 시뮬레이터에 있는 OTCL 클래스의 계층 구조(class hierarchical structure)를 나타내었으며, 이 클래스 계층 구조에 있는 *NSObject* 부분에 네트워크 컴포넌트가 포함되어 있다 (Bae와 Han, 2005).

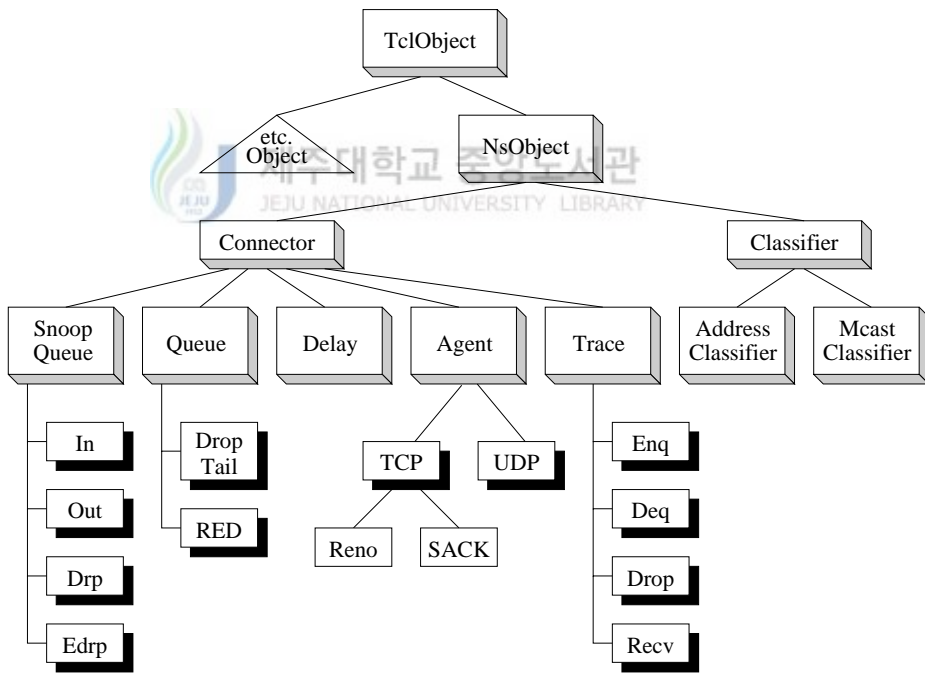


Figure 19. Class hierarchy

IV. 메시지 스케줄링 기법

1. 네트워크 동작 개요

센서 네트워크(sensor network)는 일반적으로 네트워크에 존재하는 노드의 개수가 많고 사용자가 요구하는 이벤트에 대한 데이터를 싱크 노드(sink node)에게 빈번하게 전송을 하기 때문에 혼잡 상황이 발생하기 쉽다. 혼잡 상황이 발생하면 충돌로 인한 패킷의 손실이 일어나거나, 노드의 전송 큐에서 대기해야 하는 지연이 발생한다(Tilak 등 2002). 그로 인해 싱크 노드까지 패킷이 도달하지 못하게 되고 신뢰도를 저하하는 결과를 가져온다. 그리고 패킷이 손실되어 재전송을 할 경우에는 패킷 전송을 위한 에너지를 더 소모하게 되어 낭비를 가져와 에너지 자원이 제한적인 센서 네트워크에서 치명적인 문제를 가져올 수 있다. 그래서 혼잡 상황을 감지하고 이를 적절히 조절하는 것이 중요하다.

혼잡 상황을 판별하는 기준은 여러 가지가 있다(Kang 등 2004). 먼저 패킷 손실 비율을 들 수 있다. 일정 기간 동안 노드에 도착한 패킷과 포워딩에 실패한 패킷의 비율을 계산하여 이 비율이 임계값을 넘을 경우 혼잡 상황이라고 간주한다. 또한 버퍼 레벨을 기준으로 삼을 수 있다. 특정 지역에 트래픽이 몰리는 상황에서는 전송 대기 지연으로 인해서 전송 대기 버퍼에 패킷이 쌓이게 된다. 패킷을 수신할 때마다 버퍼를 모니터링 하여 버퍼에 특정 레벨 이상의 패킷이 쌓이는 경우에는 노드 주변에서 혼잡 상황이 발생했다고 판단한다. 그러나 버퍼 레벨에 기반한 혼잡 감지 기법은 전송 실패에 따른 재전송 정책이 없을 경우 패킷이 버퍼에서 대기할 기회가 줄어들기 때문에 혼잡 상황 감지의 정확성이 떨어진다.

다음으로 채널 부하는 주기적으로 채널의 상태를 체크하여 채널의 부하 정도를 측정하는 방식이다. 채널 부하가 심해질 경우 패킷 충돌이나 채널 경쟁의 발생 확률이 높아지므로 이것을 혼잡 상황이라고 간주할 수 있다. 채널의 실제 상태를 반영하는 감지 기법이므로 다른 기법에 비해 정확하게 혼잡 상황을 감지할 수 있는 장점이 있다.

센서 네트워크는 자율적인 많은 셀들로 구성되며 각 셀은 메시지 스케줄을 관리하는 액세스 포인트(AP)를 갖는다. 센서 네트워크에서 발생된 쿼리는 분석되고 유포되며, 필요한 센서 동작을 활성화하기 위하여 각 서브쿼리가 해당 네트워크에 할당된다. 그러므로 셀 내에서의 대역폭 할당 및 오류 제어 기법에 초점을 맞춘다. 액세스 포인트의 동작에 의하여 무선 LAN의 시간 축은 연속된 슈퍼프레임으로 구성되며 각 슈퍼프레임은 PCF, H-DCF(High-priority DCF), L-DCF(Low-priority DCF)로 구성되어, 가상적으로 3개의 채널로 분리된다. 여기에서는 중요한 데이터를 전송하는 패킷의 성공적인 재전송을 증대시키기 위하여, PCF를 변경하지 않고 DCF 구간을 H-DCF와 L-DCF로 분할하였다. 이전에 언급한 바와 같이 비콘 프레임은 차례대로 각 단계를 초기화한다.

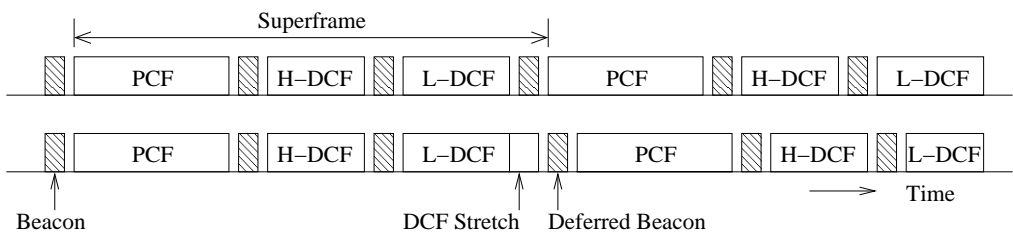


Figure 20. Time axis of proposed network

자연스럽게 각 채널은 비콘 지연 현상 때문에 서로 간섭하게 된다. 즉 다른 패

킷이 이미 네트워크를 점유하고 있다면, 비콘 메시지가 지연되어 PCF의 시작이 늦어질 수 있다. 이는 조정자가 짧은 프레임간 시간 간격 때문에 매체가 유희인 상태인 경우에 우선 순위를 획득하게 될 것이기 때문이다.

최대 지연 시간은 그림 20에서 유추되는 바와 같이 최대 데이터 패킷의 길이와 같다. 이러한 간섭은 QoS 요건을 만족시키는 네트워크 스케줄을 보장하지 못하며, 특히 메시지의 종료시한이 주기와 동일한 경우에는 더욱 만족할만한 네트워크 스케줄을 보장하지 못한다. 추가적으로 슈퍼프레임의 시작이 지연된다고 하더라도 PCF와 H-DCF의 길이는 줄어들지 않는다고 가정한다. 그림 20의 오른쪽에 보인 바와 같이 슈퍼프레임의 시작이 지연된다고 하더라도 L-DCF만 그 길이가 줄어든다. 결국 시간 분할은 3개의 독립적인 링크와 동등하다.

액세스 포인트의 배타적인 제어 기법을 통해 보장된 스트림들이 PCF 구간을 사용한다. 각 노드는 폴을 수신하면 대역폭 할당 기법에 의해 미리 결정된 시간 간격 동안 메시지를 전송한다. 이 때 액세스 포인트는 채널 상태가 *good* 으로 추정되는 노드만 폴링한다. 그러므로 PCF 동안 채널 상태가 *good* 이 아니면 무선 채널의 오류 특성을 고려하여 성공할 확률이 거의 없으므로 해당 노드를 폴링하지 않는다. 그리고 전송이 실패하거나 지연되면 해당 패킷이 새로 생성된 센서 데이터보다 덜 중요하기 때문에 재전송 큐로 패킷을 이동시킨다. 그러면 우선순위에 따라 H-DCF나 L-DCF를 통해 큐에 있던 패킷이 재전송될 기회를 갖게 된다.

2. 채널 측정(Channel Estimation)

802.11 무선 채널(radio channel)은 길버트 채널(Gilbert channel)을 모델로 한다(Bai와 Atiquzzaman, 2003). 네트워크 상에서 발생하는 패킷 손실을 수학적으로 모델링 하고자 하는 많은 시도들이 있어 왔다. 그 중에서 비교적 정확한 수학적 모델로 평가 받는 것이 길버트 모델이다. 이 모델은 2가지 상태의 마코프 체인(two-state Markov process)을 이용하여, 전송시의 패킷 손실을 확률적으로 예측할 수 있는 방법을 제공한다.

그림 21에서 보는 바와 같이 길버트 모델에서는 패킷의 전송 과정을 2가지 상태의 마코프 체인 모델로 설명한다. 마코프 체인이란 현재의 상태를 기준으로 다음 상태로의 전이를 확률로 정의한다. 따라서 이 모델은 임의의 패킷이 무사히 수신자 측에 도달하는 경우(state-0)와 전달 과정에서 손실되는 경우(state-1)로 나누어서 생각한다.

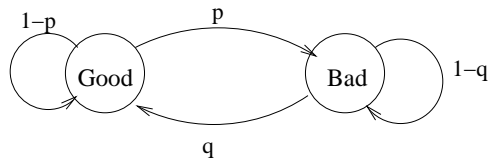


Figure 21. Error model

채널 상태가 *good* 에서 *bad* 로 전이 확률을 p 로, *bad* 에서 *good* 으로 전이 확률을 q 로 표기할 수 있다. 채널 상태를 표기하는 p , q 쌍은 추적 기반의 채널 측정을 사용함으로써 얻어지고, 평균 오류 확률 ϵ 과 평균 오류 길이는 각각 $\frac{p}{p+q}$ 와 $\frac{1}{q}$ 로 유도된다. 패킷은 패킷 전송 시간 동안 채널이 *good* 인 상태라야 올바르게 수신되며, 그렇지 않은 경우 오류가 발생한다. 성공하지 못한 전송의 경우, 단말은

제어 정책에 따라 경쟁주기(CP)나 비경쟁주기(CFP)를 통하여 프레임의 재전송한다.

여기서는 Bottigliengo의 측정 기법을 사용한다(Bottigliengo 등 2004). 채널 상태를 추적하기 위하여 액세스 포인트(AP)는 각 센서 노드와 연관된 상태 머신, 또는 간단히 플래그를 관리한다. 채널 상태에 따라 *good* 이나 *bad* 가 될 수 있다. 채널 상태는 다음과 같이 추정된다: 패킷을 수신하자마자 수신자로부터 액세스 포인트로 ACK/NAK⁹이 전송된다. 액세스 포인트가 미리 정한 타임아웃 간격 동안 ACK/NAK를 수신하지 못한다면 패킷은 손실된 것으로 추정된다. 액세스 포인트는 해당 센서 노드로부터 수신할 때마다, 즉 데이터 프레임에 대한 MAC 계층 ACK, RTS 프레임에 대한 CTS 응답 프레임, 또는 다른 오류가 발생하지 않은 프레임을 수신할 때마다 상태를 *good* 으로 설정한다. 전송이 실패하면 상태를 *bad* 로 해둔다. 각 *bad* 채널은 자신의 카운터를 갖고 있으며, 이 카운터가 종료되는 시점에 액세스 포인트가 채널 상태를 체크하기 위하여 데이터 프레임을 전송한다. 타이머의 시간은 전송이 *bad* 에서 *good* 으로 될 때마다 초기값으로 재설정되며, *bad* 상태에서 프로빙(probing)이 실패할 때마다 그 값이 두 배가 된다. 이 때, 타이머의 값은 짧은 채널 오류 주기로부터 빠르게 복구되기 위해서 작게 설정되어야 한다.

⁹ NAK(Negative Acknowledge): 두 국 사이에서 데이터 링크를 확립하기 위하여, 송신 측으로부터의 자료 전송 요구에 대하여 수신국이 데이터를 받을 준비가 되어 있지 않아 송신국이 데이터를 송출하지 않도록 하거나, 수신된 데이터에 오류가 있어 다시 데이터를 받을 필요가 있는 경우 수신국에서 송신국에 보내는 전송 제어 신호 부호.

3. 대역폭 할당(Bandwidth Allocation)

1) 기본 가정

다른 작업에서처럼, 본 논문에서도 각 스트림은 하나의 스트림으로만 구성된다고 가정하며, 이 가정은 가상 단말 개념으로 일반화될 수 있다(Liu, 2000). 대역폭 할당은 주어진 슈퍼프레임 시간 F 에 대하여 용량 벡터 $\{H_i\}$ 를 결정하는 과정을 말하며, 메시지 스트림 셋은 $\{S_i(P_i, C_i)\}$ 로 표기된다. 슈퍼프레임 시간은 메시지 스트림 셋의 고차원 주기(hyperperiod)가 바람직하고, 메시지 셋은 일부 스트림 주기를 최대 절반까지 줄임으로써 더욱 효과적일 수 있다(Carley 등 2003). 따라서 본 논문에서는 슈퍼프레임 시간이 사전에 주어진다는 것을 가정함으로써 용량 벡터의 결정에 초점을 맞춘다. 간단하게 하나의 슈퍼프레임 내에서 폴링 라운드가 종료된다고 가정하며, 이 가정은 차후에 제거될 것이다. 이상적인 경우, 비콘 지연 현상이 없으면 매 슈퍼프레임 시간 간격 F 마다 비경쟁주기(CFP)가 시작된다.

본 논문에서는 기존의 오류 제어 기법이나 QoS 감소 기법들이 우리의 프레임 워크에 통합될 수 있다고 가정한다(Adamou 등 2001). 그렇지 않으면 일정 임계 값을 초과하는 패킷 손실이 발생하게 되는 경우, 응용은 QoS 품질이 떨어지게 된다. 결국, 무선 네트워크에서 고려해야 할 사항은 많지만 본 논문에서는 중요한 성능 이슈가 되는 시간 적절성에 대해서만 다루게 된다(Caccamo 등 2002).

2) 할당 절차(Allocation Procedure)

할당 절차는 주어진 슈퍼프레임 시간과 메시지 스트림 셋에 대하여 용량 벡터 $\{H_i\}$ 를 결정한다. 그림 22는 슬롯 크기가 고정되지 않는다는 것을 보여준다. 전송량이 많은 스트림에 더 많은 대역폭이 할당되는 것이 당연하다. 이 그림에서 C_i

크기의 메시지가 매 주기마다 생성되어 저장되었다가 포인트 조정자로부터 폴을 수신할 때마다 H_i 에 따라 전송된다.

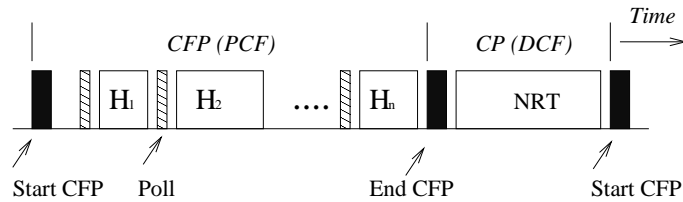


Figure 22. Polling procedure and capacity vector

여기서 폴링 지연 시간, 프레임간 시간 간격, 비콘 프레임의 교환 시간 등의 슈퍼프레임 총 오버헤드를 δ 라고 하고, D_{\max} 를 비실시간 데이터 패킷의 최대 길이 라고 하자. 최소한의 요구조건으로, 슈퍼프레임 F 는 폴링 오버헤드가 미미할 정도로 충분히 크게 설정되어야 한다. 또한 P_{\min} 은 주기 집합 중 가장 작은 요소라고 했을 때, 모든 스트림이 주기 내에 최소 하나의 슈퍼프레임을 만나도록 슈퍼프레임은 P_{\min} 보다 작아야 한다. 비경쟁주기(CFP)의 시작은 각 슈퍼프레임에 대해 D_{\max} 까지 지연될 수 있을 뿐만 아니라, 무선 LAN 표준의 특징에 부합하기 위하여 D_{\max} 만큼의 시간만큼 데이터 패킷을 위한 시간으로 예약되어야 한다. 결국, 슈퍼프레임 시간 F 를 위한 요구조건은 다음과 같이 요약될 수 있다.

$$\sum H_i + \delta + 2 \cdot D_{\max} \leq F \leq P_{\min} \quad (1)$$

스트림이 수신하게 되는 폴링 횟수는 매 주기마다 다르다. 단말의 경성 실시간 제약 조건을 만족시키는 것은, 단말이 폴링 횟수가 가장 작은 주기에서도 종료시

한(deadline) 내에 메시지를 전송할 수 있어야 하는 것을 의미한다. 그림 23은 최악의 경우에 대하여 분석하고 있는데, 일련의 슈퍼프레임이 주기마다 반복되며, 각 주기는 슈퍼프레임의 어느 시점에서나 시작할 수 있다. 직관적으로, 단말은 할당된 슬롯이 끝난 직후에 시작되는 주기에서 가장 작은 횟수의 폴링을 받게 된다.

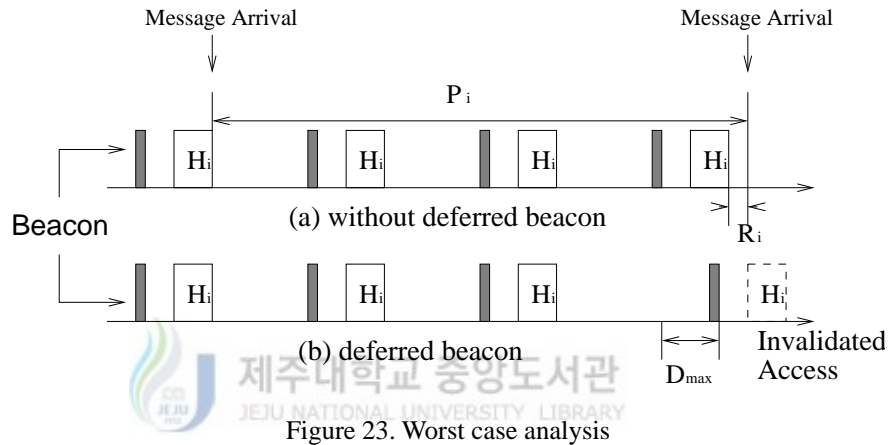


Figure 23. Worst case analysis

이 그림에서 R_i 는 P_i 를 F 로 나눔으로써 얻게 되는 나머지 값이다. 즉, $R_i = P_i - \lfloor \frac{P_i}{F} \rfloor \cdot F$ 이다. 비콘 지연 현상이 없으면, 비경쟁주기(CFP)는 각 슈퍼프레임 간격 F 마다 시작된다. 각 스트림에 대해, 주기 내에서 네트워크를 접근하는 최소 횟수 S_i 는 그림 23(a)에서 보는 바와 같이, P_i 를 F 로 나눈 몫, 즉 $\lfloor \frac{P_i}{F} \rfloor$ 이 된다. 반대로 비콘 지연 현상을 고려한다면, 마지막 슈퍼프레임의 지연으로 인하여 그림 23(b)에서 보는 바와 같이, R_i 가 D_{\max} 보다 작을 때 한 번의 접근 기회를 잃게 된다. R_i 가 D_{\max} 보다 크면, 슬롯 접근 횟수가 슈퍼프레임 지연에도 영향을 받지 않는다. 이것은 중간 슈퍼프레임의 시작이 지연되든 그렇지 않든 상관없다. 간단히 말해서, S_i 는 R_i 가 D_{\max} 보다 작게 되는 경우 비콘 지연 현상에 의해 영향 받게 되며, 최소의 전송 시간 X_i 는 수식(2)과 같이 계산된다.

$$\begin{aligned} X_i &= \left(\left\lfloor \frac{P_i}{F} \right\rfloor - 1 \right) \cdot H_i & \text{if } \left(P_i - \left\lfloor \frac{P_i}{F} \right\rfloor \cdot F \right) \leq D_{\max} \\ X_i &= \left\lfloor \frac{P_i}{F} \right\rfloor \cdot H_i & \text{Otherwise} \end{aligned} \quad (2)$$

각 메시지 스트림에 대해, X_i 는 C_i 보다 크거나 같아야 한다 ($X_i \geq C_i$). 이 부등식을 수식(2)로 대체함으로써, 각 스트림의 시간 제약 조건을 만족시킬 수 있는 최소의 H_i 를 구할 수 있다.

$$\begin{aligned} H_i &= \frac{C_i}{\left(\left\lfloor \frac{P_i}{F} \right\rfloor - 1 \right)} & \text{if } \left(P_i - \left\lfloor \frac{P_i}{F} \right\rfloor \cdot F \right) \leq D_{\max} \\ H_i &= \frac{C_i}{\left\lfloor \frac{P_i}{F} \right\rfloor} & \text{Otherwise} \end{aligned} \quad (3)$$

수식(3)에 의해 계산된 용량 벡터는 벡터가 부등식(1)를 만족시키면 유연한 스케줄이다. 이로써, 우리는 비경쟁주기(CFP)의 길이(T_{CFP})와 경쟁주기(CP)의 길이(T_{CP})를 다음과 같이 결정할 수 있다.

$$T_{CFP} = \sum H_i + \delta, \quad T_{CP} = F - T_{CFP} \geq D_{\max} \quad (4)$$

이 계산은 간단한 계산 수식으로 쉽게 가능하다. 게다가 타임 슬롯의 크기가 매 스트림마다 다르고 수식(3)에 의한 용량 할당은 고정된 크기의 슬롯에 기반한 다른 기법에 비교해서 더 나은 네트워크 효율을 예측할 수 있다. 결과적으로, 이 할당 기법은 주어진 슈퍼프레임에 대해 경쟁 주기를 더 많이 생성할 수 있기 때문에 네트워크는 더 많은 비실시간 메시지들을 수용할 수 있다.

폴링 라운드가 하나의 슈퍼프레임 이상, 즉 m 개의 슈퍼프레임으로 확장되는 경우, 각 슈퍼프레임은 F_1, F_2, \dots, F_m 으로 표기할 수 있다. 각 슈퍼프레임의 크기는 F 이고, 각각 자신의 경쟁주기(CP)를 가지고 있으며 폴링 라운드의 한 부분만 수행한다. S_i 는 $m \cdot F$ 마다 한번 폴을 수신하며, 할당 공식은 수식(2)에서 F 를 $m \cdot F$ 로 대체함으로써 수정할 수 있다. 그러나 스트림이 비콘 지연 현상에 의해 영향을 받게 될지 체크하는 문제는 여전히 남아 있게 된다. 결국 수식(2)는 다음과 같이 다시 작성될 수 있다.

$$\begin{aligned} X_i &= \left(\left\lfloor \frac{P_i}{m \cdot F} \right\rfloor - 1 \right) \cdot H_i & \text{if } \left(P_i - \left\lfloor \frac{P_i}{F} \right\rfloor \cdot F \right) \leq D_{\max} \\ X_i &= \left\lfloor \frac{P_i}{m \cdot F} \right\rfloor \cdot H_i & \text{Otherwise} \end{aligned} \quad (5)$$

3) 대역폭 환수(Bandwidth Reclaiming)

경성 실시간 보장은 이전 장에서 기술한 바와 같이 최악의 전송 시간 기반으로 제공된다. 따라서 스트림은 일부 주기에 여분의 슬롯이 발생하게 된다. 더욱이 C_i 가 최대 메시지 크기이기 때문에, 일부 주기는 C_i 보다 작은 메시지를 전송하게 된다. 따라서 노드가 폴을 받았을 때 전송할 메시지가 없는 경우가 발생하고, 그러한 경우에는 페이로드(payload)가 없는 널(null) 프레임으로 응답한다. 당연히 이러한 사용되지 않은 슬롯을 어떻게 처리하느냐가 네트워크 효율에 중요한 역할을 하게 된다. 예를 들어, FRASH는 그러한 비사용 슬롯들을 비주기 서버에 재할당하도록 환수하여, 비실시간 메시지 서비스를 더욱 향상시킬 수 있게 된다. 현재 발송(dispatch)된 메시지의 전송이 종료되어 예약된 프레임을 모두 사용하지 않을 때마다, 해당 식별자가 현재 메시지의 마지막 데이터 패킷의 헤더 필드에 삽입된다. 식별자는 불필요한 경쟁을 완화시키기 위하여 네트워크의 모든 단말들에 의해 올바르게 수신되어야 한다. 더욱이 FRASH는 고정된 크기의 슬롯에 기반한 TDMA

프로토콜만을 위해서 적절하게 수행할 수 있다.

가중치를 둔 라운드 로빈 폴링 기법에서, 대역폭을 환수하기 위한 첫 번째 단계는 나머지 폴링을 진행시켜야 할지, 사용되지 않은 슬롯을 그냥 두어야 할지 결정하는 것이다. 시간 제약 조건을 고려하지 않고 폴링 스케줄을 진행해야 한다면, 실시간 보장이 깨어지게 된다. 이러한 상황을 기술하기 위하여 $P_i = k \cdot F + \Delta$ 라고 하자. Δ 는 P_i 와 F 가 공약수가 없도록 0과 F 사이에서 선택된다. 그러면 P_i 내에서 Δ 가 D_{\max} 보다 큰지 작은지에 따라 네트워크 접근 횟수가 k 나 $k-1$ 이 되고, 용량 벡터는 이 숫자에 의해 결정된다. 앞서 할당되었으나 사용되지 않은 슬롯 때문에 H_i 가 메시지 도착보다 앞서게 된다면, 한 번의 접근 기회를 잃게 되어 아마도 그 주기의 메시지 종료시한을 놓치게 된다. 그림 24는 k 가 2이고, 메시지가 스케줄된 네트워크 액세스보다 약간 앞서서 도착한 경우를 보이고 있다.

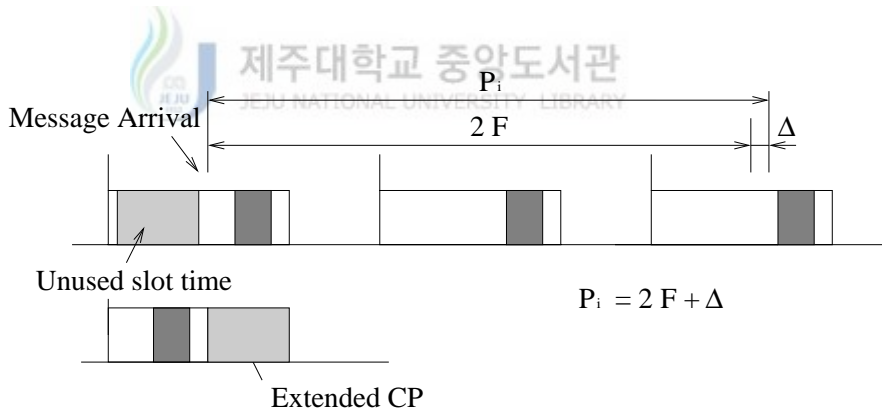


Figure 24. Bandwidth reclaiming

반대로 이후의 모든 스트림이 보낼 메시지를 가지고 있다면, 즉 남아있는 슬롯의 메시지들이 그 주기의 첫 번째 메시지가 아니라면, 폴링 스케줄의 나머지 부분이 시간 제약 조건을 위반하지 않고 그 슈퍼프레임 내에서 앞서서 수행시킬 수 있

다. 포인트 조정자가 해당 슈퍼프레임의 폴링 스케줄을 완성할 수 있기 때문에, 경쟁주기(CP)의 길이는 더 많은 비실시간 메시지들을 전송할 수 있도록 확장될 수 있으며 결과적으로 네트워크 효율을 높일 수 있다. 게다가, 우리는 폴링 순서를 재조정함으로써 대역폭 환수의 확률을 증가시킬 수 있다. 스트림이 짧은 주기를 가질수록 첫 번째 슬롯의 빈도가 더욱 높다. 그러므로 포인트 조정자가 짧은 주기를 갖는 스트림을 우선 폴링 하는 것이 바람직하다.



4. 우선 순위 기반 재전송 스케줄링

그림 25에서 보는 바와 같이 각 센서 노드는 2개의 분리된 큐를 갖는다. 하나는 일반적인 패킷을 위한 일반 큐(Normal Queue)이고 다른 하나는 재전송 되어야 하는 패킷들을 위한 재전송 큐(Retransmission Queue)이다. 패킷들은 재전송 큐에서 우선 순위에 따라 정렬되며, 패킷 입력(entry)은 종료시한이 끝날 때 자동적으로 버려진다. 이 그림은 또한 제안된 시스템이 3개의 가상 전송 링크, 즉 PCF 링크, 높은 우선순위의 DCF 링크, 낮은 우선순위의 DCF 링크로 구성되며, 각각 PCF, H-DCF, L-DCF 주기에 사상되는 것을 보여준다.

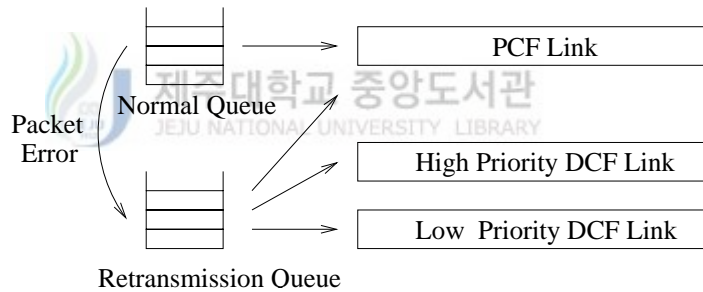


Figure 25. Queue discipline

액세스 포인트와 노드 사이의 채널이 짧지 않은 기간 동안 *bad* 상태에 있다면, 재전송 해야 할 패킷의 수도 또한 증가하게 될 것이다. 그러한 경우, 가능한 대역폭의 한계 때문에 모든 패킷이 재전송 큐를 통해 복구될 수는 없다. 따라서 패킷에게 우선 순위를 할당해야 하며, 네트워크는 높은 우선 순위의 패킷에게 우선권을 주어야 한다. 우선 순위는 일반적으로 값의 중요도, 또는 스트림의 품질 정도에 따라 결정된다.

일반적인 데이터 패킷들은 액세스 포인트가 노드를 폴링 했을 때 PCF 링크를 통해 전송되며, 폴링 스케줄은 대역폭 할당 기법에 의해 결정된다. 액세스 포인트가 *bad* 상태에 있는 노드들을 무시(skip)하는 경우에, 다른 노드들은 보장된 것보다 더 많이 폴링 될 수 있다. 게다가 노드는 일반 큐에 패킷이 없으면 재전송 큐에 있는 패킷을 전송한다.

H-DCF와 L-DCF의 동작은 다음과 같다: 부하가 낮을 수록 성공적인 전송 확률이 높다. 그러므로 H-DCF의 부하를 L-DCF보다 낮게 하여, 2개 주기를 위한 최대 부하 한계를 차별화 한다. 그러나 각 노드에 대한 글로벌 뷰(view)가 없기 때문에 다른 노드들이 높은 우선순위의 패킷을 가지고 있는지 알 수 없다. 결과적으로 H-DCF는 그림 26과 같이 c 보다 큰 우선순위를 가진 패킷들을 전송한다. 즉, H-DCF에 트래픽이 없는 경우에도 H-DCF를 통해 낮은 우선순위의 패킷이 전송되는 것을 허용하지 않는다. 일부 패킷들은 동일한 백오프 값을 가지게 되면 충돌할 수 있으며, H-DCF 내에서만 다른 백오프 절차에 의해 재전송 된다. H-DCF에서 패킷 복구가 실패하면 L-DCF에서 일반 CSMA/CA 절차에 따라 재시도된다.

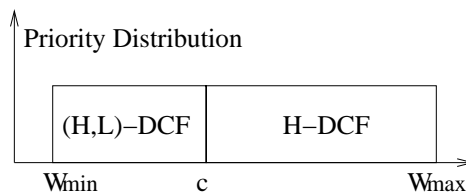


Figure 26. Chop partition

값 c 는 네트워크 부하, 현재의 오류 비율, 가중치 분포 등에 따라 설정될 수 있는 튜닝이 가능한 매개변수이다. 이 값은 최소 우선순위 값 W_{min} 부터 최대값 W_{max}

사이에서 선택된다. c 가 W_{\max} 로 설정된다면 우선순위 기반의 재전송 방식을 채택하지 않는 것이다. 복구 양을 최대화하기 위한 최적의 c 값은 주어진 네트워크 매개변수에 대하여, 경험적 또는 분석적 모델을 통하여 발견될 수 있다. 그렇지 않으면, 대역폭 관리와 같은 함수가 동적으로 춤(chop) 값을 조정할 수 있을 것이다. 값이 존재하고 그 값이 일단 찾아진다면, 네트워크 매개변수의 변화에 따라 사용되거나 조정될 수 있으며, 그러한 값이 존재한다는 것을 확인하는 것이 관심의 대상이다.

제안된 기법은 높은 우선순위의 패킷들을 위해 대역폭을 항상 할당해 두기 때문에 H-DCF를 빈 채로 둘 수 있으므로, 결과적으로 네트워크 처리량을 감소시키면서 비분할 기법의 복구된 패킷 수보다 작게 된다.



V. 성능 평가

1. 효율적인 대역폭 할당 및 재활용 기법

TDMA는 슬롯 크기, 슬롯 할당 기법, 비콘 지연 대응책과 같은 많은 가정이 필요하기 때문에 이와 비교하는 것은 본질적으로 불가능하다. 더욱이 TDMA 기반의 기법은 무선 LAN 표준과 호환성을 배제하여 경쟁주기(CP)를 제외시켰다. 그 동안 다른 연구 그룹이 모든 스트림이 비콘 지연 현상을 감내하는 비관적인 가정에 기반한 경성 실시간 메시지를 위한 시간 제약 조건을 만족시키는 것을 보장한다 (Sheu 등 2001). 이는 그러한 기법들이 비실시간 메시지의 간섭을 정확하게 예측할 수 없기 때문에 그런 것이다. 따라서 첫 번째 실험은 NS2 시뮬레이터의 이벤트 스케줄러(event scheduler)를 이용하여 제안된 기법과 비관적인 보장 기법의 스케줄 가능성을 비교한다(Fall와 Varadhan, 1997). 둘째, 환수 기법의 효율성을 증명하기 위하여 달성 가능한 대역폭을 측정한다.

첫 번째 실험에서, 우리는 이용률이 0.68에서 0.70인 2,000개의 스트림 셋을 생성하였고, 스트림 수는 2에서부터 10까지 랜덤하게 분포시켰다. 실험에서 변수는 프레임 시간에 대한 값으로 조정된다. 따라서 각 스트림의 주기는 $5.0F$ 와 $10.0F$ 사이에서 변화하며, 각 메시지 길이는 $0.3F$ 와 $3.0F$ 사이에서 변화한다.

그림 27은 D_{\max} 를 0 부터 $0.25F$ 까지 변화시켜가면서, 제안된 기법과 비관적 기법의 스케줄 가능성을 비교한 결과를 보인다. D_{\max} 가 작은 경우에는, 두 기법 모두 똑같은 결과를 보이나, 보장 비율을 최대 18%까지 향상시킨다. 게다가, 제안된 기법은 비관적인 기법보다 경쟁주기(CP) 구간을 5.3% 더 많이 생성하여 비실시

간 메시지들이 더 많이 네트워크를 점유할 수 있도록 한다.

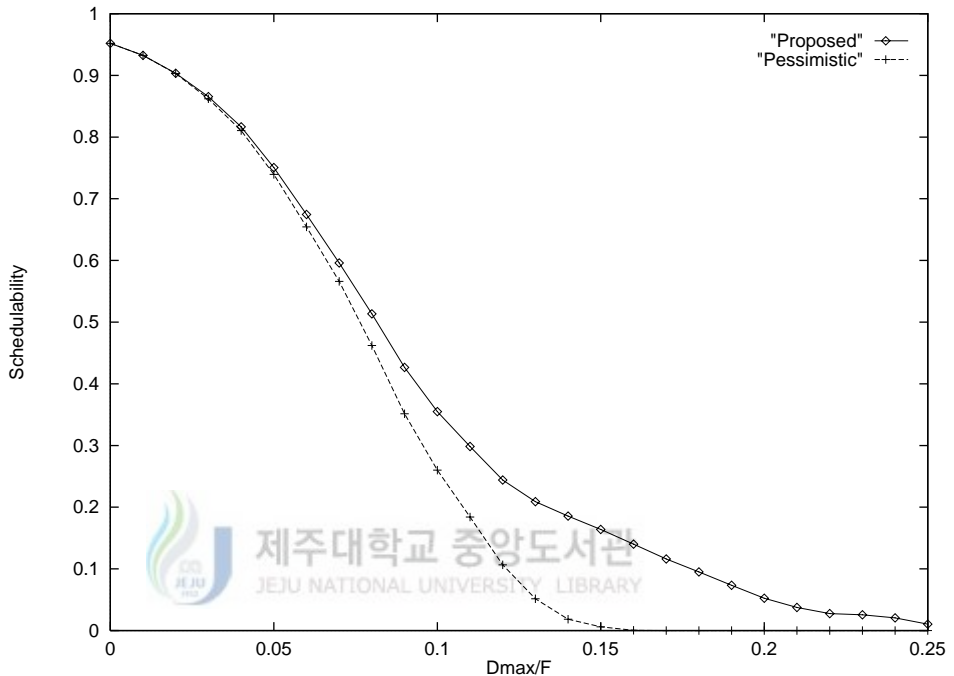


Figure 27. Measured guarantee ratio

그림 28은 환수 기법의 성능을 평가하기 위하여 슈퍼프레임의 스트림 수에 따라 달성 가능한 대역폭을 보여주고 있다. 주어진 스트림 셋에 대해, 경쟁주기(CP)에서도 충돌이 없는 가상의 결과를 달성가능 처리량(achievable throughput)이라 정의하면, 달성가능 처리량은 실시간 메시지 스트림의 사용률과 슈퍼프레임에 대한 경쟁주기(CP)의 평균 길이 비율의 합으로 예측할 수 있다. 경성 실시간 보장에 의해 초래되는 과할당 없이 폴링 오버헤드만 사용된다. 그러나 자원 환수 기법은 두 그래프 사이의 간격을 줄여줄 수 있으며, 그림 28에서 보는 바와 같이 포인트 조정 함수의 빈약한 사용률 문제를 상당히 경감시키며, 스트림의 수가 적을 때 최대

11% 향상된다.

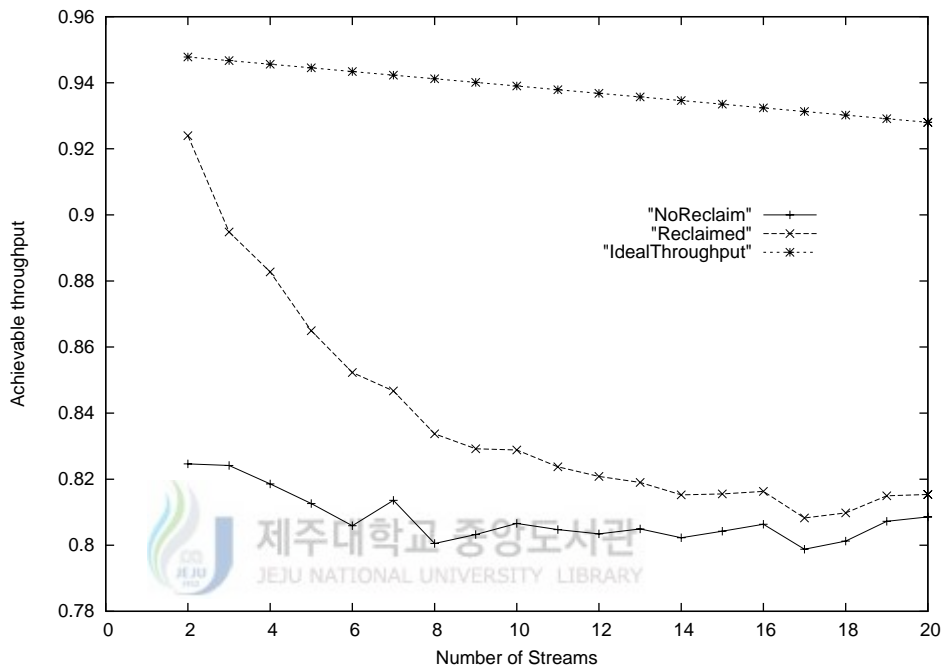


Figure 28. Utilization improvement

2. 실시간 메시지를 위한 효율적인 오류 제어 기법

먼저 무선 네트워크를 위한 가장 일반적인 시뮬레이션 툴인 NS2를 고려했으나, 직접적인 링크 레이어 제어 및 오류 모델 지원이 부족하여 NS2 이벤트 스케줄러와 기능적으로 동등한 역할을 수행할 수 있는 SMPL로 테스트 하였다 (MacDougall, 1987). SMPL로 분산 조정 함수를 위한 RTS/CTS 메커니즘에 기반을 둔 제한된 경쟁 프로토콜을 구현하였다. 무선 센서 네트워크에서의 우선순위에 차별을 둔 오류 복구에 초점을 맞추기 위하여, 실험을 다음과 같이 간소화하였다: 우선 모든 시간 변수들은 슈퍼프레임 시간의 길이에 비례한 값으로 조정된다. 모든 스트림은 똑같은 주기, 메시지 길이, 종료시한을 가지며, 슈퍼프레임은 종료시한이 $5F$ 로 고정된 P_i 를 정확히 나눈다. 각 패킷은 지터(jitter)가 없는 일정 간격마다 생성되어 프레임으로 전송된다. 활성화 센서의 수는 5, 이용률은 0.5, 용량 벡터는 $\{0.1F, 0.1F, \dots, 0.1F\}$ 로 정해진다. 각 패킷은 $0.1F$ 의 길이에 맞춰지고, 우선 순위는 0과 19사이에 랜덤하게 할당된다. 또한 비현실적이긴 하지만 오류 측정은 항상 올바르게 가정한다.

첫 번째 실험은 오류 비율이 0.01, 오류 기간이 길버트 오류 모델에서 $\frac{1}{q}$ 로 고정된 춤 값의 효과를 측정한다. 그림 29의 y 축은 재전송을 필요로 하는 패킷들 중 복구된 패킷들의 비율을 나타내며 재전송 큐에서 일부 패킷은 종료시한을 만족하지 못하기 때문에 삭제된다. 그림 29에서 보는 바와 같이 춤 값은 전체 성능에 매우 중대한 영향을 미친다. 또한 이 그림은 제안된 기법과 일반적인 CSMA/CA 프로토콜을 통하여 비분할 DCF 구간을 통해 재전송을 시도하는 기법을 비교하여 복구된 양을 보여준다. 2개 그래프 사이의 차이(gap)는 춤 값이 0.55일 때 최대로 커진다. 바로 이 시점 이후에는 춤 값이 커질수록 대역폭이 더욱 낭비된다. 반대로 춤 값이 작을수록 대부분의 패킷들이 H-DCF를 통하여 시도되고, L-DCF에서 재 시도 되므로 충돌의 가능성을 높이게 된다.

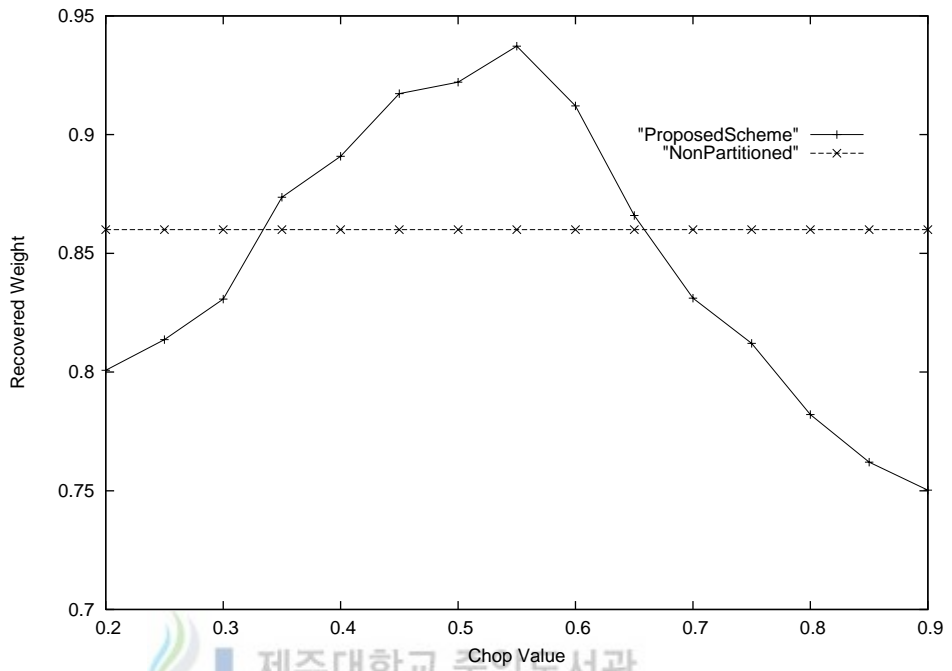
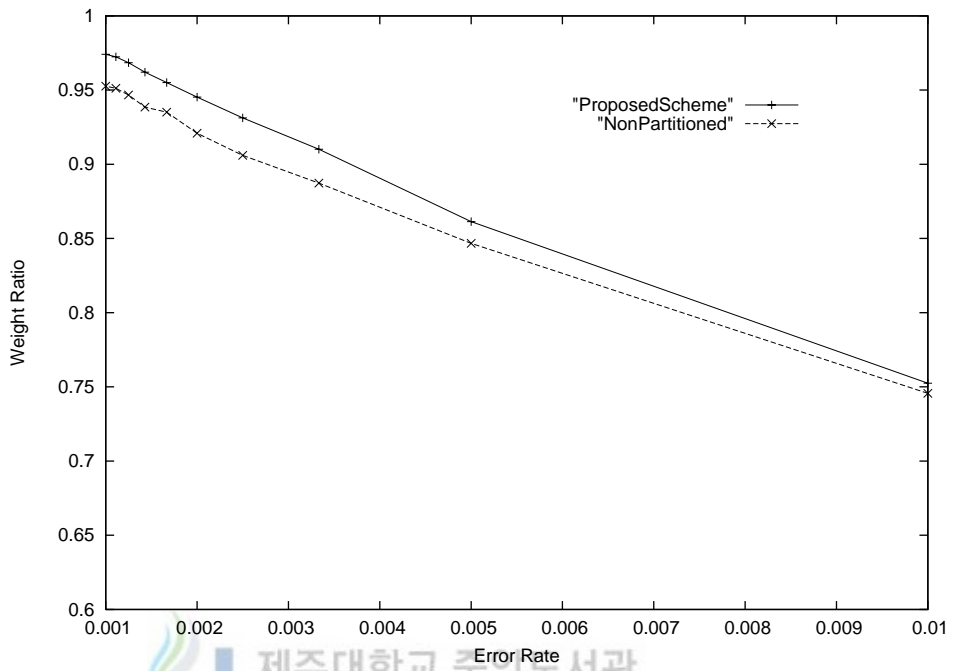


Figure 29. Recovered weight vs. chop value

그림 30은 오류 확률 ε 을 0.001부터 0.01까지 변화시키면서 복구된 양을 측정 한 결과를 보인다. 각 ε 값에 대하여 실험은 자신의 춤 값을 가지고 실행되며, 최 적의 춤 값으로 복구된 양이 그래프를 그리기 위해 선택되었다. 그림에서 보는 바 와 같이 제안된 기법은 항상 비분할 재전송 기법보다 우수한 성능을 보이며 주어 진 네트워크 및 오류 매개변수에 대해, 거의 97%의 전송이 성공한다는 사실을 보 였다.



제주대학교 중앙도서관
Figure 30. Total weight vs. error rate

VI. 결 론

본 논문에서는 IEEE 802.11 무선 LAN 상에서 실시간 메시지를 위한 대역폭 할당을 위해 비콘 현상을 고려한 효율적인 스케줄링 기법을 제안하고, 자원 환수를 위해서는 사용되지 않은 슬롯 타임을 재할당 하는 방법을 제안하였다. 그리고 효율적인 오류 제어를 위해서는 DCF 분할을 통하여 향상된 오류 제어 기법을 제안하고 시뮬레이션을 통하여 성능을 평가하였다.

제안된 기법은 대역폭 할당을 위하여 기존의 방법들이 모든 스트림에 대해 비콘 지연 현상을 감내하는 비관적인 가정에 기반한 경성 실시간 메시지를 위한 시간 제약 조건을 만족시키는 보장하는 것에 반하여, 실시간 메시지를 위하여 비콘 지연 현상을 고려함으로써 용량 벡터로 표현되는 효율적인 라운드 로빈 폴링 스케줄을 생성하였다. 그리고 자원(대역폭) 환수 기법은 경성 실시간 보장을 위반하지 않으면서 경쟁 주기를 확장함으로써 비실시간 메시지들에 사용되지 않는 슬롯을 재할당함으로써 무선 LAN에서 PCF의 빈약한 이용률 문제를 극복할 수 있었다.

또한 무선 센서 네트워크의 채널 오류를 효율적으로 다루기 위한 통신 아키텍처를 위하여 PCF를 변경하지 않고 DCF 구간을 H-DCF와 L-DCF로 분할하여 액세스 포인트(AP)가 항상 자신과 각 센서 노드 사이의 채널 상태를 측정하여 정상 이 아닌 채널의 노드를 폴링 하는 것을 배제하여, 일단 패킷 전송이 실패하면 종료시한 이내에 최선의 방식으로 재전송하도록 하였다. 결과적으로 DCF 구간을 H-DCF와 L-DCF로 나누고 부하를 차별화 함으로써, 우선 순위를 둔 오류 복구 기법을 지원한다.

실험 결과는 시뮬레이션을 이용하여 제안된 대역폭 할당 기법이 실시간 스트림에 대하여 최대 18%까지 스케줄 가능성을 향상시킬 뿐만 아니라, 비실시간 트래픽에 대해서도 최대 5.3%까지 더 많은 대역폭을 할당해 줄 수 있다는 것을 보였

고 자원 환수를 통한 재활용에서는 제안된 기법이 주어진 스트림 셋에 대하여 처리량을 최대 11%까지 향상시킬 수 있었다. 또한 제안된 우선 순위를 둔 오류 제어 기법은 좋은 좁 값이 찾아진다면 비분할 기법과 비교하여 복구된 양이 향상될 수 있음을 보였다. 주어진 매개변수에 대하여 좁 값이 0.55일 때 약 8% 정도 향상됨을 보였다.

VII. 참고문헌

- Adamou, M., Khanna, S., Lee, I., Shin, I., Zhou, S., 2001, Fair real-time traffic scheduling over a wireless LAN, *Proc. IEEE Real-Time Systems Symposium*, pp.279-288.
- Arvind, K., Ramamritham, K., Stankovic, J., 1991, A local area network architecture for communication in distributed real-time systems, *Journal of Real-Time Systems*, 3, pp.115-147.
- Bai, H., Atiquzzaman, M., 2003, Error modeling schemes for fading channels in wireless communications: A survey, *IEEE Communications Surveys*, 5(2), pp.2-9.
- Bolot, J. C., Garcia, A. V., 1996, Control mechanisms for packet audio in the internet, *Proc. of IEEE Infocom*, pp.232-239.
- Bottigliengo, M., Casetti, C., Chiaserini, C., Meo, M., 2004, Short term fairness for TCP flows in 802.11b WLANs, *Proc. IEEE INFOCOM*.
- Caccamo, M., Zhang, L., Sha, L., Buttazzo, G., 2002, An implicit prioritized access protocol for wireless sensor networks, *Proc. IEEE Real-Time Systems Symposium*.
- Carley, T., Ba, M., Barua, R., Stewart, D., 2003, Contention-free periodic message scheduler medium access control in wireless sensor/actuator networks, *Proc. IEEE Real-Time Systems Symposium*, pp.298-307.
- Choi, S., Shin, K., 2000, An unified wireless LAN architecture for real-time and non-real-time communication services, *IEEE/ACM Trans. on Networking*,

- pp.44–59.
- Crow, B. P., Wadjaja, I., Kim, J. G., and Sakai, P. T., 1997, IEEE 802.11 Wire-less Local Area Networks, *IEEE Communications Magazine*, pp.116–126.
- Estrin, D., et al., 1999, Next Century Challenges: Scalable Coordination in Sensor Networks, *ACM Mobicom*, pp.263–270.
- Fall, K., Varadhan, K., 1997, NS notes and documentation, *Technical Report. VINT project. UC-Berkeley and LBNL*.
- Floyd, S., Jacobson, V., McCanne, S., et al., 1997, A Reliable Multicast Framework for Light-weight Sessions and Applications Level Framing, *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 5(6), pp.784–803.
- Gao, B., Garcia-Molina, H., 1996, Scheduling soft real-time jobs over dual non-real-time servers, *IEEE Trans. Parallel and Distributed Systems*, pp.56–68.
- Geier, J., 1999, Wireless LANs (Implementing Interoperable Networks), *Macmillan Technical Publishing*.
- Goodman, D. J., Lockhart, G. B., Wasem, O. J., and Wong, W. C., 1986, Wave-form Substitution Techniques for Recovering Missing Speech Segments in Packet Voice Communications, *IEEE Transactions on Acoustics, Speeches, and Signal Processing*, ASSP-34(6), pp.1440–1448.
- Haartsen, J., 2000, The Bluetooth Radio System, *IEEE Personal Communications*, pp.28–36.
- Holland, G., Vaidya, N., and Bahl, P., 2001, A Rate-Adaptive MAC Protocol for

- Multi-Hop Wireless Networks, *ACM SigMobile*, pp.236–250.
- IEEE 802.11, 1999, Part 11–Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer(PHY) Specifications, also available at <http://standards.ieee.org/getieee802>.
- IEEE 802.11a, 1999, Part 11–Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer(PHY) Specifications: High–Speed Physical Layer in the 5GHz Band, also available at <http://standards.ieee.org/getieee802>.
- IEEE 802.11b, 1999, Part 11–Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer(PHY) Specifications: Higher–Speed Physical Layer Extension in the 2.4GHz Band, also available at <http://standards.ieee.org/getieee802>.
- IEEE 802.11g, 2003, Part 11–Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer(PHY) Specifications–Amendment 4: Further Higher–Speed Physical Layer Extension in the 2.4GHz Band, also available at <http://standards.ieee.org/getieee802>.
- IEEE, 1999, Wireless LAN Medium Access Control(MAC) and Physical Layer (PHY) Specification: Higher Speed Physical Layer(PHY) Extension in the 2.4GHz Band, 65pp.
- Johnson, M., HiperLAN/2–The Broadband Radio Transmission Technology Operating in the 5GHz Frequency Band, <http://www.hiperlan2.com/site/specific/whitepaper.exe>.
- Kahn. J. M., et al., 1999, Next Century Challenges: Mobile Networking for Smart Dust, *ACM Mobicom*, pp.271–278.

- Kang, J., Zhang, Y., and Nath, B., 2004, Accurate and Energy-efficient Congestion Level Measurement in Ad Hoc Networks, *In Proc. of WCNC 2004*, New Orleans.
- Kurose, J., 1994, Real-time communication on packet-switched networks, *Proc. of IEEE*, 82(1), pp.122-129.
- Lee, J., 2002, An error control scheme for variable length traffic on the round robin style real-time network, *Journal of KISS*, pp.277-285.
- Lee, J., Kang, M., Jin, Y., Kim, H., Kim, J., 2005, An efficient bandwidth management scheme for a hard real-time fuzzy control system based on the wireless LAN, *LNCS(Lecture Notes in Computer Science)*, 3642, pp.664-653.
- Lee, J., Kang, M., Jin, Y., Park, G., Kim, H., 2005, Design of an efficient error control scheme for time-sensitive application on the wireless sensor network based on IEEE 802.11 standard, *LNCS(Lecture Notes in Computer Science)*, 3741, pp.355-361.
- Lee, J., Kim, S., Lee, Y., 2001, A low cost local error control scheme for hard real-time messages on wireless LAN, *IEEE ICWHLN*, pp.69-78.
- Lettieri, P., Srivastava, M. B., 1998, Adaptive Frame Length Control for Improving Wireless Link Throughput, Range and Energy Efficiency, *Proceedings of Infocom'98*, pp.564-571.
- Liu, J., 2000, *Real-Time Systems*, Prentice Hall.
- MacDougall, M., 1987, *Simulating Computer Systems: Techniques and Tools*, MIT Press.

- Madden, S., Franklin, M., Hellerstein, J., Hong, W., 2003, The design of an acquisitional query processor for sensor networks, *ACM SINGMOD*.
- Mangold, S. and et. al., 2002, IEEE 802.11e Wireless LAN for Quality of Service, *Proceedings of the European Wireless*.
- Manjeshwar, A., 2001, Energy Efficient Routing Protocols with Comprehensive Information Retrieval for Wireless Sensor Networks, *M.S. Degree Thesis*, University of Cincinnati.
- Mao, S., Lin, S., Wang, Y., Panwar, S. S., Li, Y., 2005, Multipath video transport over wireless ad hoc networks, *IEEE Wireless Communications*.
- Muskinja, N., 2003, Supervisory Control of the Real-Time Fuzzy Control Systems, *Systems Analysis Modelling Simulation*, 43(11), pp.1569–1580.
- Negus, K., Stephens, A. and Lansford, J., 2000, HomeRF: Wireless Networking for the Connected Home, *IEEE Personal Communications*, pp.20–27.
- Padhye, C., Christensen, K. J. and Moreno, W., 2000, A new adaptive FEC loss control algorithm for voice over IP applications, *Proc. of IEEE IPCCC00*, pp.307–313.
- Ramsey, John L., 1970, Realization of Optimum Interleavers, *IEEE Transactions on Information theory*, IT-16(3), pp.338–345.
- Rizzo, L., 1997, Effective erasure codes for reliable computer communication protocols, *ACM SIGCOMM Computer Communication Review*, 27(2), pp.24–36.
- Schwartz, M., 1987, *Telecommunication Networks: Protocols, Modeling and Analysis*, Addison Wesley Publishing Company.

- Shackam, N., McKenney, P., 1990, Packet recovery in high-speed networks using coding and buffer management, *Proc. IEEE INFOCOM 90*, 1, pp.124-131.
- Shah, S. H., Chen, K., Nahrstedt, K., 2005, Dynamic Bandwidth Management for Single-hop Ad Hoc Wireless Networks, *ACM/Kluwer Mobile Networks and Applications (MONET) Journal*, 10, pp.199-217.
- Sheu, S., Sheu, T., 2001, A bandwidth allocation/sharing/extension protocol for multimedia over IEEE 802.11 ad hoc wireless LANs, *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 19, pp.2065-2080.
- Taylor, L., HIPERLAN Type 1-Technology Overview, http://www.hiperlan.com/hiper_white.pdf.
- The Bluetooth Special Interest Group, Baseband Specifications, <http://www.bluetooth.com>
- Tilak, S., Abu-Ghazaleh, N. B., and Heinzelman, W., 2002, Infrastructure tradeoffs for sensor networks, *In Proc. of WSNA 2002*, pp.49-58.
- Vaidya, N., Bahl, P., Gupta, S., 2000, Distributed fair scheduling in a wireless LAN, *6-th Annual Int' l Conference on Mobile Computing and Networking*.
- Valadas, R. T., Tarares, A.R., Burate, A. M. D. O., Moreira, A.C., and Lomba, C. T., 1998, The Infrared Physical Layer of the IEEE 802.11 Standard for Wireless Local Area Networks, *IEEE Communications Magazine*, pp.107-112.
- Visser, A., Zarki, E., 1995, Voice and data transmission over an 802.11 wireless network, *Wireless: Merging onto the Information Superhighway, Sixth*

IEEE International Symposium, 2, pp.648-652.

- 김기천, 김영권, 임유진, 최종원, 2004, 무선 이동 인터넷-구조, 프로토콜과 서비스, *홍릉과학출판사*, 475pp.
- 김낙명, 강충구, 2004, 무선 및 이동통신 시스템(Introduction Wireless and Mobile System), *교보문고*, 450pp.
- 배성수, 한종수, 2005, 네트워크 시뮬레이터(NS2 기초와 활용), *도서출판 세화*, 485pp.
- 안동규, 최정웅, 이기오, 2004, 무선 인터넷 개론(Introduction to Wireless Internet), *사이텍미디어*, 449pp.
- 이상돈, 김경준, 한기준, 2004, IEEE 802.11 무선랜 환경에서 실시간 트래픽의 QoS 지원을 위한 스케줄링 알고리즘 제안, *한국정보과학회 춘계학술대회*, 30(1), pp.505-507.
- 임남주, 2003, 무선 LAN 기술의 개요 및 시장 동향, *전자부품연구원 전자정보센터* (<http://www.eic.re.kr>), 5pp.
- 정재영, 김태웅, 이원준, 김희수, 이한철, 김정식, 엄세일, 2002, 우리나라 무선 인터넷 서비스 시장의 현황과 활성화 방안에 대한 연구, *한국소프트웨어진흥원-성균관대학교 IT경영연구센터*, 215pp.
- 진용문, 2000, FDDI 기반 실시간 통신에서의 오류제어 기법, *제주대학교 석사학위논문*.

Abstract

Recently, the great success of IEEE 802.11 technology for WLANs is creating new opportunities for the deployment of advanced real-time service such as multimedia and sensory report. The real-time message for the wireless sensor network has a hard real-time constraint that it should be transmitted within a bounded delay as long as there is no network error. However, it is not clear how well an existing mechanism fits for wireless networks, since wireless channels are subject to unpredictable location-dependent and bursty errors and delay. Lost packets are one of the main causes of QoS degradation in the real-time application. Therefore, WLAN needs the appropriate message scheduling. This is the purpose of a MAC(Medium Access Control) protocol. This paper proposes and analyzes the real-time resource reclaim scheme combined with prioritized error control scheme on IEEE 802.11 WLAN to improve the deadline meet ratio and accuracy of message.

The proposed bandwidth allocation scheme is to decide the efficient round robin polling schedule represented as a capacity vector by directly considering the deferred beacon problem caused by the intervention of non-real-time messages. And the resource reclaiming scheme reassigns unused slot time to non-real-time traffic by extending the CP(Contention Period) without violating the hard real-time guarantee, resulting in enhancement of the timeliness of real-time message transmissions and the network throughput by minimizing the bandwidth waste. As a modified version of IEEE 802.11 WLAN, the proposed error control scheme further divides DCF(Distributed Coordination Function) into H-DCF(High-priority DCF) and L-DCF(Low-priority DCF)

without changing PCF, aiming at maximizing the successful retransmission of a packet that carries critical data. While channel estimation eliminates the unnecessary polls to the sensor node currently unreachable during PCF, separated two DCF subperiods enable prioritized error recovery by making only the high priority packet is retransmitted via H-DCF. A good chop value, which distributes the retransmission to each period, can maximize recovered weight, or criticality, minimizing the possible degradation of network throughput.

The simulation results show that the proposed bandwidth management scheme can not only enhance the schedulability of wireless network by up to 18% but also give more bandwidth to the non-real-time traffic up to 5.3%, while the resource reclaiming scheme can maximally improve the achievable throughput by 11% for the given stream set. Also, the proposed error control scheme can improve recovered weight by 8% while showing 97% successful transmission at maximum for the given simulation parameter. In addition, as for the sum of weights of successfully transmitted packets, the proposed scheme always outperforms non-partitioned scheme.

감사의 글

나의 부족함을 채워보자는 막연한 생각으로 대학원 문턱을 들어선 게 엇그제 같은데 이렇게 논문을 마치고 졸업을 앞두니 참으로 많은 것들을 돌아보게 됩니다. ‘항상 내가 있는 자리에서 최선을 다하고 완벽을 기하는 자세로 매사에 임하자’, ‘못해서 안 하는 것이 아니라 안 해서 못하는 것이다’. 이 두 구절을 항상 마음에 담고 이 순간 최선을 다한다는 생각으로 노력해 왔지만 늘 내 자신이 부족하다는 생각이 드는 것은 지금에 와서도 마찬가지지만 이렇게 소기의 성과를 달성하니 뿌듯한 마음이 듭니다.

우선 이 논문이 있기까지 많은 격려와 때로는 질책을 아끼지 않으며 지도해 주신 이정훈 교수님께 깊은 감사를 드립니다. 또한 항상 가까이에서 저를 지켜봐 주신 김익찬 교수님, 김철수 교수님, 이봉규 교수님과 박경린 교수님, 그리고 논문 심사를 맡아 주신 김성백 교수님께도 감사를 드립니다.

많은 시간을 저와 함께 고생하고 친구같이 늘 옆에서 든든한 힘이 되어 준 미경이에게도 지면을 빌어 다시 한번 고맙다는 말을 전합니다. 그리고 힘들거나 지칠 때 위로가 되어준 나와 함께 학문의 길을 걸었던 후배들, 또한 항상 나를 믿고 격려를 아끼지 않은 친구들에게도 고마움을 전합니다.

끝으로 저를 묵묵히 지켜보고 든든한 힘이 되어준 아버지, 어머니, 형, 누나, 동생. 항상 든든한 가족들이 있었기에 오늘의 내가 있음을 다시 한번 감사하게 생각하며 이 논문을 드립니다.

2006년 6월

진 용 문