

โปรโตคอลเพื่อเพิ่มสมรรถนะการควบคุมการเข้าถึงตัวกลางในโครงข่ายแอคซอก



นายสมเกียรติ พรชัยวิวัฒน์

สถาบันวิทยบริการ

จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย

วิทยานิพนธ์นี้เป็นส่วนหนึ่งของการศึกษาตามหลักสูตรปริญญาวิศวกรรมศาสตรมหาบัณฑิต

สาขาวิชาวิศวกรรมไฟฟ้า ภาควิชาวิศวกรรมไฟฟ้า

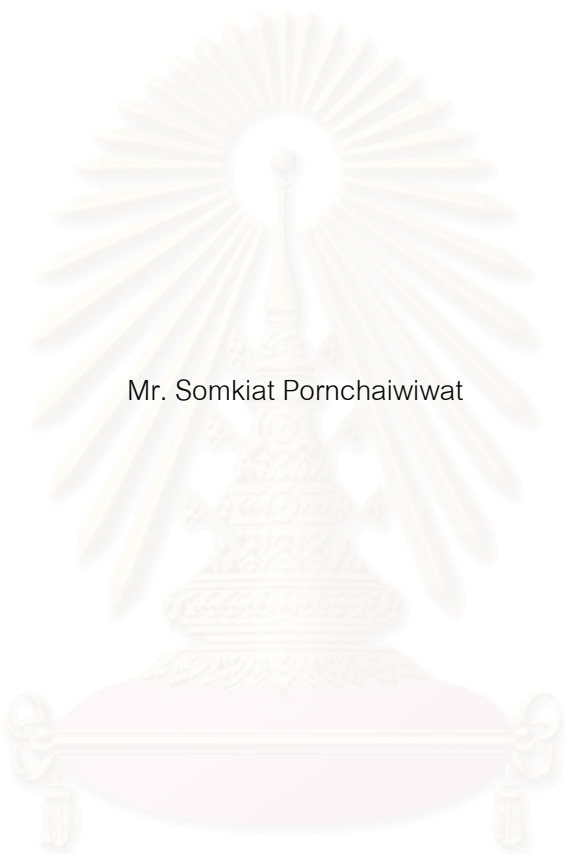
คณะวิศวกรรมศาสตร์ จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย

ปีการศึกษา 2549

ISBN 974-14-2569-4

ลิขสิทธิ์ของจุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย

PROTOCOLS FOR IMPROVING PERFORMANCE OF MEDIA ACCESS CONTROL IN  
AD HOC NETWORK



Mr. Somkiat Pornchaiwivat

สถาบันวิทยบริการ  
จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย

A Thesis Submitted in Partial Fulfillment of the Requirements  
for the Degree of Master of Engineering Program in Electrical Engineering

Department of Electrical Engineering

Faculty of Engineering

Chulalongkorn University

Academic Year 2006

ISBN 974-14-2569-4


หัวข้อวิทยานิพนธ์	โพรโทคอลเพื่อเพิ่มสมรรถนะการควบคุมการเข้าถึงตัวกลางใน โครงข่ายแอตฮอก
โดย	นายสมเกียรติ พรชัยวิวัฒน์
สาขาวิชา	วิศวกรรมไฟฟ้า
อาจารย์ที่ปรึกษา	รองศาสตราจารย์ ดร.วาทีต เบญจพลกุล

---

คณะวิศวกรรมศาสตร์ จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย อนุมัติให้รับวิทยานิพนธ์ฉบับนี้เป็น  
ส่วนหนึ่งของการศึกษาตามหลักสูตรปริญญาโทบัณฑิต


  
..... คณบดีคณะวิศวกรรมศาสตร์  
(ศาสตราจารย์ ดร. ตีรภพ ลาวัญย์ศิริ)

คณะกรรมการสอบวิทยานิพนธ์

  
..... ประธานกรรมการ  
(รองศาสตราจารย์ ดร.สมชาย จิตะพันธ์กุล)

  
..... อาจารย์ที่ปรึกษา  
(รองศาสตราจารย์ ดร.วาทีต เบญจพลกุล)

  
..... กรรมการ  
(ผู้ช่วยศาสตราจารย์ ดร.เชาวนิตศ อัครกุล)

  
..... กรรมการ  
(ผู้ช่วยศาสตราจารย์ ดร.ชัยเชษฐ์ สายวิจิตร)

สถาบันบริการ  
จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย

สมเกียรติ พรชัยวิวัฒน์ : โพรโทคอลเพื่อเพิ่มสมรรถนะการควบคุมการเข้าถึงตัวกลางใน  
โครงข่ายแอดฮอค. (PROTOCOLS FOR IMPROVING PERFORMANCE OF MEDIA  
ACCESS CONTROL IN AD HOC NETWORK) อ.ที่ปรึกษา : รศ. ดร. วาจิต เบญจพล  
กุล, 106 หน้า. ISBN 974-14-2569-4.

วิทยานิพนธ์ฉบับนี้นำเสนอกลไกการควบคุมการเข้าถึงตัวกลางในโครงข่ายแอดฮอค  
เพื่อเพิ่มค่าวิสัยความสามารถของโครงข่ายให้สูงขึ้น ในวิทยานิพนธ์ฉบับนี้ได้เสนอกลไกการเข้าถึง  
ตัวกลาง 3 กลไกประกอบด้วย กลไกแรกเป็นการจัดแถวคอยในโครงข่ายแอดฮอค ซึ่งได้พัฒนา  
มาจากกลไกที่ตั้งอยู่บนพื้นฐานของการประทับตราเวลา กลไกที่สองเป็นการกำหนดความกว้าง  
ของหน้าต่างการส่งซึ่งมี 4 วิธี คือ การกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามจำนวน  
แพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ของโหนดที่พิจารณา การกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตาม  
อัตราส่วนของจำนวนการส่งแพ็กเก็ตของโหนดที่พิจารณาและของโหนดถัดไป การกำหนดความ  
กว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ของโหนดที่พิจารณาและของโหนด  
ถัดไป การกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ของโหนดที่  
พิจารณา ของโหนดก่อนหน้าและของโหนดถัดไป โดยกลไกการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการ  
ส่งซึ่งทั้ง 4 วิธี มีเป้าหมายเดียวกันคือเพื่อลดจำนวนแพ็กเก็ตที่ถูกต้อปเนื่องจากบัฟเฟอร์ล้นใน  
โหนดถัดไป ส่วนในกลไกที่สามเป็นกลไกในการลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ต ซึ่งใน  
วิทยานิพนธ์ฉบับนี้เสนอกลไกวิธีการลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ต 2 วิธี คือ วิธี Fast  
Decreasing Backoff และวิธี Conditional Renewal Backoff โดยผลการทดสอบที่ได้แสดงให้เห็น  
เห็นว่าเมื่อนำกลไกต่าง ๆ นำมาใช้ร่วมกันอย่างเหมาะสมจะทำให้สมรรถนะของการทำงานดีขึ้น  
เช่น การนำกลไกการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์  
ของโหนดที่พิจารณาและของโหนดถัดไปร่วมกับการใช้กลไกการลดค่าเวลารอคอยในการส่ง  
แพ็กเก็ตจะส่งผลให้ได้ค่าอัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จที่สูงที่สุด โดยที่ค่าประวิงเวลา  
เฉลี่ยจากปลายถึงปลายต่ำกว่าแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 และมี  
ค่าความยุติธรรมของการส่งแพ็กเก็ตที่ใกล้เคียงกับกลไกอื่น ๆ.

ภาควิชา ..... วิศวกรรมไฟฟ้า ..... ลายมือชื่อนิสิต .....  
สาขาวิชา ..... วิศวกรรมไฟฟ้า ..... ลายมือชื่ออาจารย์ที่ปรึกษา .....  
ปีการศึกษา ..... 2549 .....



## 4670732921 : MAJOR ELECTRICAL ENGINEERING

KEY WORD: MEDIA ACCESS, AD HOC NETWORK, THROUGHPUT, FAIRNESS

SOMKIAT PORNCHAIWIWAT : PROTOCOLS FOR IMPROVING PERFORMANCE  
OF MEDIA ACCESS CONTROL IN AD HOC NETWORK. THESIS ADVISOR:  
ASSOC. PROF. WATIT BENJAPOLAKUL, Ph.D., 106 pp. ISBN 974-14-2569-4.

This thesis proposes new media access control mechanisms in ad hoc network. The objective of the proposed mechanisms is to improve the throughput of network. There are three mechanisms of media access that are proposed in this thesis. The first mechanism is packet queuing in ad hoc network that is developed from a time-stamp based mechanism. The second mechanism consists of four approaches of contention window assigning: assign contention window according to the number of packets in each node, the sent ratio of the number of sent packets of each node and that of next node, the number of packets in buffer of considered node and in that of next considered node and the number of packets in buffer of considered node, previous and next considered nodes. The objective of these approaches is to reduce the number of drop packets in next node because of buffer overflow. The third mechanism consists of two approaches of reducing waiting time mechanisms: Fast Decreasing Backoff (FDB) and Conditional Renewal Backoff (CRB). Simulations results reveal that when choosing these algorithms to work together appropriately. The performance will increase e.g. assigning the contention window according to the number of packets in buffer of considered node and in that of next considered node and waiting time reduction mechanism gives the highest data delivery ratio while the averaged end-to-end delay is shorter than that with IEEE 802.11 media access control and the fairness is close to other mechanisms.

Department Electrical Engineering

Student's Signature

*Somkiat P.*

Field of Study Electrical Engineering

Advisor's Signature

*Wattit*

Academic Year .....2006.....

## กิตติกรรมประกาศ

วิทยานิพนธ์ฉบับนี้จะไม่สามารถสำเร็จลุล่วงไปได้หากขาดความช่วยเหลือ และข้อเสนอแนะจากผู้เกี่ยวข้องทั้งหลายดังนี้

ผู้วิจัยขอกราบขอบพระคุณบิดามารดาและสมาชิกในครอบครัวของข้าพเจ้าทุกคนที่ทุ่มเททั้งกำลังกายและกำลังใจแก่ข้าพเจ้าด้วยดีเสมอมา

ขอขอบพระคุณ รองศาสตราจารย์.ดร.วาทิต เบญจพลกุล อาจารย์ที่ปรึกษาวิทยานิพนธ์ในความกรุณาในการรับข้าพเจ้าเป็นลูกศิษย์ในที่ปรึกษา ซึ่งได้ให้คำแนะนำรวมถึงข้อคิดเห็นต่าง ๆ ที่เป็นประโยชน์ในงานวิจัยและเรื่องอื่น ๆ เป็นอย่างดี ขอขอบคุณกรรมการสอบวิทยานิพนธ์ทุกท่านที่สละเวลาอันมีค่าในการเป็นกรรมการสอบในครั้งนี้

ขอขอบพระคุณ ผู้ช่วยศาสตราจารย์ ดร.เชาวนดิศ อิศวกุล และผู้ช่วยศาสตราจารย์ ดร.ชัยเชษฐ สหายวิจิตร อาจารย์ผู้นำกลุ่มสัมมนา กลุ่มเนตเวิร์ก ผู้ชักนำและให้โอกาสข้าพเจ้าในการฝึกฝนวิธีการนำเสนอผลงาน ตลอดจนให้คำแนะนำต่าง ๆ ขอขอบคุณทุกคำถามและข้อคิดเห็นจากอาจารย์ภทรชาติ พิเณจพบ พิวงษ์ ฐิติ มิ่ง แอ๊ด ก้อย ตา เอก ปลา เบิ้ล พี โอ ซาย โบ เต๊ะ อาร์ต ก้อง ส้ม กัต รวมถึงน้องๆ ทุกคนที่ไม่ได้กล่าวในที่นี้ ที่ทำให้เกิดการพัฒนาและสำเร็จเป็นงานวิจัยฉบับนี้ ขอขอบคุณนิสิตในที่ปรึกษาของอาจารย์วาทิตทุกคนที่ให้ข้อเสนอแนะในเรื่องต่างๆ นับตั้งแต่ข้าพเจ้าเข้ามาศึกษาในมหาวิทยาลัยแห่งนี้ และขอขอบคุณ AUN/SEED-Net's Collaborative Research Support Project (JFY2005) ที่อนุเคราะห์อุปกรณ์ที่ใช้ในการทดสอบในงานวิทยานิพนธ์ฉบับนี้

สุดท้ายนี้ขอขอบคุณผู้เกี่ยวข้องทุกท่านที่ได้สนับสนุนในทุก ๆ เรื่องไม่ว่าในทางตรงหรือทางอ้อม รวมถึงบรรยากาศที่ดีในห้องปฏิบัติการสื่อสารซึ่งเป็นสถานที่ทำวิจัยตลอดระยะเวลาที่ผ่านมา รวมถึงสถาบันการศึกษาแห่งนี้ที่เป็นแบบเรียนบทหนึ่งของชีวิต

จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย

# สารบัญ

	หน้า
บทคัดย่อภาษาไทย.....	ง
บทคัดย่อภาษาอังกฤษ.....	จ
กิตติกรรมประกาศ.....	ฉ
สารบัญ.....	ช
สารบัญภาพ.....	ฎ
สารบัญตาราง.....	ณ
บทที่	
1 บทนำ.....	1
1.1 ความเป็นมาและความสำคัญของปัญหา.....	1
1.2 วัตถุประสงค์และแนวทางของวิทยานิพนธ์.....	4
1.3 ขอบเขตของวิทยานิพนธ์.....	5
1.4 ขั้นตอนการดำเนินงาน.....	5
1.5 ประโยชน์ที่ได้รับ.....	5
1.6 คำโครงวิทยานิพนธ์.....	6
2 ความรู้พื้นฐานและทฤษฎีที่เกี่ยวข้อง.....	7
2.1 คุณลักษณะของโครงข่ายแบบแอดฮอก.....	7
2.2 พื้นฐานกลไกการควบคุมการเข้าถึงตัวกลาง.....	9
2.2.1 โพรโทคอลการเข้าถึงตัวกลางชนิดที่ไม่มีการช่วงชิงช่องสัญญาณ (Contention-Free MAC Protocol).....	10
2.2.2 โพรโทคอลควบคุมการเข้าถึงตัวกลางชนิดที่มีการช่วงชิงช่องสัญญาณ (Contention-Based MAC Protocol).....	10
2.3 มาตรฐาน IEEE 802.11.....	11
2.3.1 การควบคุมการเข้าถึงตัวกลางในโครงข่ายแอดฮอก.....	13
2.3.2 ปัญหาสถานีซ่อนเร้นและปัญหาสถานีที่รับสัญญาณได้.....	14
2.3.3 การแก้ไขปัญหาสถานีซ่อนเร้นและปัญหาสถานีที่รับสัญญาณได้.....	15
2.3.4 Inter-Frame Spacing (IFS).....	16
2.3.5 การกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิง (Contention Window Size, CW).....	17

2.4	ความจุของช่องสัญญาณในโครงข่ายแอดฮอค (Capacity in Ad Hoc Network) ....	18
2.4.1	ค่าวิสัยความสามารถของการส่งข้อมูลช่วงเชื่อมต่อเดียว (Throughput of one hop transmission).....	19
2.4.2	ความจุของการส่งข้อมูลหลายช่วงเชื่อมต่อ (Capacity of multi-hop transmission).....	20
2.5	ปัญหาเทคนิคการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11.....	23
2.6	เทคนิคการจัดลำดับการส่งแพ็กเก็ตในอดีต.....	24
2.6.1	กลไกที่ตั้งอยู่บนพื้นฐานของการประทับตราเวลา (Timestamp-based mechanism).....	26
2.6.2	กลไกที่ตั้งอยู่บนพื้นฐานของเครดิต (Credit based mechanism).....	27
2.7	สรุป.....	27
3	โพรโทคอลที่นำเสนอ.....	28
3.1	การจัดแถวคอย (Queueing).....	28
3.1.1	หลักการจัดแถวคอยของเทคนิคที่นำเสนอ.....	28
3.2	การกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิง (Contention window assigning).....	30
3.2.1	การกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ ณ โหนดนั้น.....	30
3.2.2	การกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงตามอัตราส่วนของการส่งแพ็กเก็ตในโนดถัดไปกับโนดปัจจุบัน.....	32
3.2.2.1	การแลกเปลี่ยนข้อมูลระหว่างโนดข้างเคียง (Information Exchange).....	32
3.2.2.2	MAC layer modification.....	33
3.2.3	การกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ ณ โหนดนั้น ๆ กับโนดถัดไป.....	35
3.2.4	การกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ ณ โหนดที่พิจารณา โหนดก่อนหน้าและโนดถัดไป.....	36
3.3	การลดเวลาการรอคอยในการส่งแพ็กเก็ต.....	37
3.3.1	แบบแผน Fast decreasing backoff.....	38
3.3.2	แบบแผน Conditional Renewal Backoff.....	39



บทที่	ณ หน้า
3.4 สรุป.....	41
4 สภาพแวดล้อมของการจำลอง ผลการจำลองและวิเคราะห์ผลการจำลองระบบ.....	42
4.1 สภาพแวดล้อมของการจำลอง (Simulation Environmentt).....	42
4.1.1 พารามิเตอร์ต่าง ๆ ที่ใช้ในการจำลองการทดสอบ.....	42
4.1.2 พารามิเตอร์ที่ใช้สำหรับประเมินประสิทธิภาพของโพรโทคอล.....	43
4.1.3 ทอพอโลยีที่ใช้ในการทดสอบ.....	44
4.2 ผลการทดสอบของโพรโทคอลที่นำเสนอ.....	46
4.2.1 ผลการทดสอบการจัดแถวคอยและการกำหนดค่าหน้าต่างการส่งซึ่ง ในแต่ละวิธีที่นำเสนอ.....	47
4.2.1.1 ผลการทดสอบและการวิเคราะห์เทคนิคการจัดแถวคอยที่นำเสนอ.....	47
4.2.1.2 ผลการทดสอบและการวิเคราะห์เทคนิคการกำหนดค่าหน้าต่าง การส่งซึ่งตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ ณ โหนดนั้น ๆ.....	50
4.2.1.3 ผลการทดสอบและการวิเคราะห์เทคนิคการกำหนดค่าหน้าต่าง การส่งซึ่งตามอัตราส่วนของการส่งแพ็กเก็ตในโนดถัดไปกับโนด ปัจจุบัน.....	55
4.2.1.4 ผลการทดสอบและการวิเคราะห์เทคนิคการกำหนดค่าหน้าต่าง การส่งซึ่งตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ ณ โหนดนั้น ๆ กับโนด ถัดไป.....	59
4.2.1.5 ผลการทดสอบและการวิเคราะห์เทคนิคการกำหนดค่าหน้าต่าง การส่งซึ่งตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ ณ โหนดนั้น ๆ โหนดก่อน หน้าและโนดถัดไป.....	62
4.2.2 ผลการทดสอบและการวิเคราะห์เทคนิคแบบผสม.....	65
4.2.2.1 ผลการทดสอบและการวิเคราะห์เทคนิคการจัดแถวคอยวิธี Start time fair queueing ร่วมกับการใช้เทคนิค Fast Decreasing Backoff หรือ Conditional Renewal Backoff.....	65
4.2.2.2 ผลการทดสอบและการวิเคราะห์เทคนิคการกำหนดค่าหน้าต่าง การส่งซึ่งตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ ณ โหนดนั้น ๆ ร่วมกับ การใช้เทคนิค Fast Decreasing Backoff หรือ Conditional Renewal Backoff.....	69

4.2.2.3 ผลการทดสอบและการวิเคราะห์เทคนิคการกำหนดค่าหน้าต่าง การช่วงชิงตามอัตราส่วนของการส่งแพ็กเก็ตในโนดถัดไปกับโนด ปัจจุบันร่วมกับการใช้เทคนิค Fast Decreasing Backoff หรือ Conditional Renewal Backoff.....	73
4.2.2.4 ผลการทดสอบและการวิเคราะห์เทคนิคการกำหนดค่าหน้าต่าง การช่วงชิงตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ ณ โหนดนั้น ๆ กับโนด ถัดไปร่วมกับการใช้เทคนิค Fast Decreasing Backoff หรือ Conditional Renewal Backoff.....	78
4.2.2.5 ผลการทดสอบและการวิเคราะห์เทคนิคการกำหนดค่าหน้าต่าง การช่วงชิงตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ ณ โหนดนั้น ๆ โหนดก่อน หน้าและโนดถัดไปร่วมกับการใช้เทคนิค Fast Decreasing Backoff หรือ Conditional Renewal Backoff.....	82
4.2.3 เปรียบเทียบผลที่ได้จากเทคนิคการกำหนดความกว้างของหน้าต่าง การช่วงชิงที่นำเสนอ.....	87
4.3 สรุป.....	93
5 บทสรุปและข้อเสนอแนะ.....	94
5.1 สรุปผลการวิจัย.....	94
5.2 ข้อเสนอแนะสำหรับงานวิจัยในอนาคต.....	97
รายการอ้างอิง.....	98
ภาคผนวก.....	100
บทความทางวิชาการที่ได้รับการเผยแพร่.....	101
ประวัติผู้เขียนวิทยานิพนธ์.....	106

## สารบัญภาพ

ภาพประกอบ	หน้า
รูปที่ 2.1	โครงข่ายพื้นที่ท้องถิ่นแบบไร้สายแบบมีสถานีฐานและ ไม่มีสถานีฐาน.....7
รูปที่ 2.2	ช่วงเวลาของโครงข่ายของโพรโทคอลชนิดที่มีการช่วงชิงช่องสัญญาณ..... 11
รูปที่ 2.3	การต่ออุปกรณ์ภายในโครงข่ายในโหมด PCF.....12
รูปที่ 2.4	กลไกของ IEEE 802.11 .....14
รูปที่ 2.5	ปัญหาสถานีซ่อนเร้นและปัญหาสถานีที่มองเห็น.....15
รูปที่ 2.6	กลไกของ IEEE 802.11DCF.....16
รูปที่ 2.7	กลไกการกำหนดค่า backoff time.....17
รูปที่ 2.8	ค่าวิสัยสามารถรวมของโครงข่ายกรณีส่งข้อมูลช่วงเชื่อมต่อเดียว.....20
รูปที่ 2.9	ทอพอโลยีแบบลูกโซ่.....21
รูปที่ 2.10	ค่าวิสัยสามารถสูงสุดของโครงข่ายกรณีส่งข้อมูลหลายช่วงเชื่อมต่อ.....22
รูปที่ 2.11	ค่าวิสัยสามารถสูงสุดของโครงข่ายในทอพอโลยีแบบลูกโซ่ 5 ช่วงเชื่อมต่อ.....23
รูปที่ 3.1	กระบวนการจัดแถวคอยในแต่ละโนด.....30
รูปที่ 3.2	การกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงจากจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์.....31
รูปที่ 3.3	ข้อมูลในตารางของแต่ละโนดที่ใช้สำหรับกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิง.....33
รูปที่ 3.4	ผังงานกระบวนการส่งแพ็กเก็ตของโนดต้นทาง.....34
รูปที่ 3.5	ผังงานกระบวนการ update ข้อมูลของโนดข้างเคียง.....34
รูปที่ 3.6	ผังงานกระบวนการกำหนดหน้าต่างการช่วงชิงโดยอาศัยข้อมูลจากโนดถัดไปที่โนดต้นทาง..... 36
รูปที่ 3.7	ผังงานการส่งข้อมูลการขึ้นบอกลงไปยังโนดก่อนหน้า.....36
รูปที่ 3.8	ผังงานกระบวนการกำหนดหน้าต่างการช่วงชิงโดยอาศัยข้อมูลจากโนดก่อนหน้าและโนดถัดไปที่โนดต้นทาง.....37
รูปที่ 3.9	ผังงานการส่งข้อมูลการขึ้นบอกลงไปยังโนดถัดไป.....37
รูปที่ 3.10	ผังงานการทำงานของวิธี Fast decreasing backoff.....39
รูปที่ 3.11	ผังงานการทำงานของวิธี Conditional Renewal Backoff.....40
รูปที่ 4.1	ทอพอโลยีแบบที่ 1 ที่ใช้ในการทดสอบ.....45
รูปที่ 4.2	ทอพอโลยีแบบที่ 2 ที่ใช้ในการทดสอบ.....45
รูปที่ 4.3	ทอพอโลยีแบบที่ 3 ที่ใช้ในการทดสอบ.....45

ภาพประกอบ	หน้า
รูปที่ 4.4 อัตราการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีการจัดแถวคอยที่นำเสนอ).....	49
รูปที่ 4.5 ค่าประวิงเวลาเฉลี่ยจากปลายถึงปลายเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีการจัดแถวคอยที่นำเสนอ).....	49
รูปที่ 4.6 ค่าความยุติธรรมของการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีการจัดแถวคอยที่นำเสนอ).....	50
รูปที่ 4.7 อัตราการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ ณ โหนดนั้น ๆ).....	52
รูปที่ 4.8 ค่าประวิงเวลาเฉลี่ยจากปลายถึงปลายเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์).....	53
รูปที่ 4.9 จำนวนแพ็กเก็ตทั้งหมดที่ถูกดรอปรเนื่องจากการชนกันของแพ็กเก็ตเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์).....	53
รูปที่ 4.10 จำนวนแพ็กเก็ตทั้งหมดที่ถูกดรอปรเนื่องจากบัฟเฟอร์ล้นเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์).....	54
รูปที่ 4.11 จำนวนแพ็กเก็ตทั้งหมดที่ถูกดรอปรเนื่องจากหมดเวลาในการส่ง เมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์).....	54
รูปที่ 4.12 อัตราการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงตามอัตราส่วนของการส่งแพ็กเก็ตในโนดถัดไปกับโนดปัจจุบัน).....	57
รูปที่ 4.13 ค่าประวิงเวลาเฉลี่ยจากปลายถึงปลายเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงตามอัตราส่วนของการส่งแพ็กเก็ตในโนดถัดไปกับโนดปัจจุบัน).....	57
รูปที่ 4.14 จำนวนแพ็กเก็ตทั้งหมดที่ถูกดรอปรเนื่องจากการชนกันของแพ็กเก็ตเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงตามอัตราส่วนของการส่งแพ็กเก็ตในโนดถัดไปกับโนดปัจจุบัน).....	58

ภาพประกอบ	หน้า
รูปที่ 4.15 จำนวนแพ็กเก็ตทั้งหมดที่ถูกดริอปเนื่องจากบัฟเฟอร์ล้นเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าไหลดขอบริการ (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามอัตราส่วนของการส่งแพ็กเก็ตในโนดถัดไปกับโนดปัจจุบัน).....	58
รูปที่ 4.16 อัตราการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าไหลดขอบริการ (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ ณ โหนดนั้นกับโนดถัดไป).....	60
รูปที่ 4.17 ค่าประวิงเวลาเฉลี่ยจากปลายถึงปลายเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าไหลดขอบริการ (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ ณ โหนดนั้นกับโนดถัดไป).....	61
รูปที่ 4.18 จำนวนแพ็กเก็ตทั้งหมดที่ถูกดริอปเนื่องจากบัฟเฟอร์ล้นเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าไหลดขอบริการ(กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ ณ โหนดนั้นกับโนดถัดไป).....	61
รูปที่ 4.19 จำนวนแพ็กเก็ตทั้งหมดที่ถูกดริอปเนื่องจากหมดเวลาในการส่งเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าไหลดขอบริการ (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ ณ โหนดนั้นกับโนดถัดไป).....	62
รูปที่ 4.20 อัตราการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าไหลดขอบริการ (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ ณ โหนดนั้น ๆ โหนด ก่อนหน้าและโนดถัดไป).....	63
รูปที่ 4.21 ค่าประวิงเวลาเฉลี่ยจากปลายถึงปลายเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าไหลดขอบริการ (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ ณ โหนดนั้น ๆ โหนดก่อนหน้าและโนดถัดไป).....	64
รูปที่ 4.22 จำนวนแพ็กเก็ตทั้งหมดที่ถูกดริอปเนื่องจากบัฟเฟอร์ล้น (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ ณ โหนดนั้น ๆ โหนดก่อนหน้าและโนดถัดไป).....	64
รูปที่ 4.23 อัตราการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าไหลดขอบริการ (กรณีการ จัดแถวคอยที่นำเสนอร่วมกับการใช้เทคนิคลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ต).....	66
รูปที่ 4.24 ค่าประวิงเวลาเฉลี่ยจากปลายถึงปลายเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าไหลดขอบริการ (กรณี การจัดแถวคอยที่นำเสนอร่วมกับการใช้เทคนิคลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ต).....	67



ภาพประกอบ	หน้า
รูปที่ 4.25	ค่าความยุติธรรมของการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีการจัดแถวคอยที่นำเสนอร่วมกับการใช้เทคนิคลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ต)..... 67
รูปที่ 4.26	จำนวนแพ็กเก็ตทั้งหมดที่ถูกดริอปเนื่องจากการชนกันของแพ็กเก็ตเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีการจัดแถวคอยที่นำเสนอร่วมกับการใช้เทคนิคลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ต)..... 68
รูปที่ 4.27	จำนวนแพ็กเก็ตทั้งหมดที่ถูกดริอปเนื่องจากบัฟเฟอร์ล้นเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีการจัดแถวคอยที่นำเสนอร่วมกับการใช้เทคนิคลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ต)..... 68
รูปที่ 4.28	อัตราการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ร่วมกับการใช้เทคนิคลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ต)..... 70
รูปที่ 4.29	ค่าประวิงเวลาเฉลี่ยจากปลายถึงปลายเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการข้อมูล (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ร่วมกับการใช้เทคนิคลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ต)..... 70
รูปที่ 4.30	ค่าความยุติธรรมของการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ร่วมกับการใช้เทคนิคลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ต)..... 71
รูปที่ 4.31	จำนวนแพ็กเก็ตที่ถูกดริอปเนื่องจากการชนกันของแพ็กเก็ตเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ร่วมกับการใช้เทคนิคลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ต)..... 71
รูปที่ 4.32	จำนวนแพ็กเก็ตทั้งหมดที่ถูกดริอปเนื่องจากบัฟเฟอร์ล้นเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ร่วมกับการใช้เทคนิคลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ต)..... 72
รูปที่ 4.33	จำนวนแพ็กเก็ตที่ถูกดริอปเนื่องจากหมดเวลารอเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ร่วมกับการใช้เทคนิคลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ต)..... 72

ภาพประกอบ	หน้า
รูปที่ 4.34 อัตราการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามอัตราส่วนของการส่งแพ็กเก็ตในโนดถัดไปกับโนดปัจจุบันร่วมกับการใช้เทคนิคลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ต).....	75
รูปที่ 4.35 ค่าประวิงเวลาเฉลี่ยจากปลายถึงปลายเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามอัตราส่วนของการส่งแพ็กเก็ตในโนดถัดไปกับโนดปัจจุบันร่วมกับการใช้เทคนิคลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ต).....	75
รูปที่ 4.36 ค่าความยุติธรรมของการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามอัตราส่วนของการส่งแพ็กเก็ตในโนดถัดไปกับโนดปัจจุบันร่วมกับการใช้เทคนิคลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ต).....	76
รูปที่ 4.37 จำนวนแพ็กเก็ตทั้งหมดที่ถูกดรอปรเนื่องจากการชนกันของแพ็กเก็ตเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามอัตราส่วนของการส่งแพ็กเก็ตในโนดถัดไปกับโนดปัจจุบันร่วมกับการใช้เทคนิคลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ต).....	76
รูปที่ 4.38 จำนวนแพ็กเก็ตทั้งหมดที่ถูกดรอปรเนื่องจากบัฟเฟอร์ล้นเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามอัตราส่วนของการส่งแพ็กเก็ตในโนดถัดไปกับโนดปัจจุบันร่วมกับการใช้เทคนิคลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ต).....	77
รูปที่ 4.39 จำนวนแพ็กเก็ตทั้งหมดที่ถูกดรอปรเนื่องจากหมดเวลาในการส่งเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามอัตราส่วนของการส่งแพ็กเก็ตในโนดถัดไปกับโนดปัจจุบันร่วมกับการใช้เทคนิคลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ต).....	77
รูปที่ 4.40 อัตราการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่ง ตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ของโนดนั้น ๆ กับโนดถัดไปร่วมกับการใช้เทคนิคลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ต).....	79
รูปที่ 4.41 ค่าประวิงเวลาเฉลี่ยจากปลายถึงปลายเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ของโนดนั้น ๆ กับโนดถัดไปร่วมกับการใช้เทคนิคลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ต)....	79

ภาพประกอบ	หน้า
รูปที่ 4.42 ค่าความยุติธรรมของการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ของโนดนั้น ๆ กับโนดถัดไปร่วมกับการใช้เทคนิคลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ต).....	80
รูปที่ 4.43 จำนวนแพ็กเก็ตทั้งหมดที่ถูกดรอปรเนื่องจากการชนกันของแพ็กเก็ตเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ของโนดนั้น ๆ กับโนดถัดไปร่วมกับการใช้เทคนิคลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ต).....	80
รูปที่ 4.44 จำนวนแพ็กเก็ตทั้งหมดที่ถูกดรอปรเนื่องจากบัฟเฟอร์ล้นเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ของโนดนั้น ๆ กับโนดถัดไปร่วมกับการใช้เทคนิคลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ต).....	81
รูปที่ 4.45 จำนวนแพ็กเก็ตทั้งหมดที่ถูกดรอปรเนื่องจากหมดเวลาในการส่งเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ของโนดนั้น ๆ กับโนดถัดไปร่วมกับการใช้เทคนิคลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ต).....	81
รูปที่ 4.46 อัตราการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ของโนดนั้น ๆ โนดก่อนหน้าและโนดถัดไปร่วมกับการใช้เทคนิคลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ต).....	84
รูปที่ 4.47 ค่าประวิงเวลาเฉลี่ยจากปลายถึงปลายเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ของโนดนั้น ๆ โนดก่อนหน้าและโนดถัดไปร่วมกับการใช้เทคนิคลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ต).....	84
รูปที่ 4.48 ค่าความยุติธรรมของการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ของโนดนั้น ๆ โนดก่อนหน้าและโนดถัดไปร่วมกับการใช้เทคนิคลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ต).....	85

## ภาพประกอบ

## หน้า

รูปที่ 4.49	จำนวนแพ็กเก็ตทั้งหมดที่ถูกดริอปเนื่องจากการชนกันของแพ็กเก็ตเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าไหลดขอบริการ (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ของโนดนั้น ๆ โหนดก่อนหน้าและโนดถัดไปร่วมกับการใช้เทคนิคลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ต).....	85
รูปที่ 4.50	จำนวนแพ็กเก็ตทั้งหมดที่ถูกดริอปเนื่องจากบัฟเฟอร์ล้นเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าไหลดขอบริการ (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่ง ตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ของโนดนั้น ๆ โหนดก่อนหน้าและโนดถัดไปร่วมกับการใช้เทคนิคลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ต).....	86
รูปที่ 4.51	จำนวนแพ็กเก็ตทั้งหมดที่ถูกดริอปเนื่องจากหมดเวลาในการส่งเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าไหลดขอบริการ (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ของโนดนั้น ๆ โหนดก่อนหน้าและโนดถัดไปร่วมกับการใช้เทคนิคลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ต).....	86
รูปที่ 4.52	อัตราการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าไหลดขอบริการ (เปรียบเทียบแบบแผนการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งที่เสนอ).....	88
รูปที่ 4.53	ค่าประวิงเวลาเฉลี่ยจากปลายถึงปลายเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าไหลดขอบริการ (เปรียบเทียบแบบแผนการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งที่เสนอ).....	89
รูปที่ 4.54	ค่าความยุติธรรมของการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าไหลดขอบริการ (เปรียบเทียบแบบแผนการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งที่เสนอ).....	89
รูปที่ 4.55	จำนวนแพ็กเก็ตทั้งหมดที่ถูกดริอปเนื่องจากการชนกันของแพ็กเก็ตเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าไหลดขอบริการ (เปรียบเทียบแบบแผนการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งที่เสนอ).....	90
รูปที่ 4.56	จำนวนแพ็กเก็ตทั้งหมดที่ถูกดริอปเนื่องจากบัฟเฟอร์ล้นเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าไหลดขอบริการ (เปรียบเทียบแบบแผนการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งที่เสนอ).....	90
รูปที่ 4.57	จำนวนแพ็กเก็ตทั้งหมดที่ถูกดริอปเนื่องจากหมดเวลาในการส่งเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าไหลดขอบริการ (เปรียบเทียบแบบแผนการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งที่เสนอ).....	91

ภาพประกอบ	หน้า
รูปที่ 4.58 อัตราการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (เปรียบเทียบแบบแผนการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งที่เสนอ กรณีทดสอบโดยใช้ทอพอโลยีที่ 3).....	92
รูปที่ 4.59 ค่าประวิงเวลาเฉลี่ยจากปลายถึงปลายเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (เปรียบเทียบแบบแผนการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งที่เสนอ กรณีทดสอบโดยใช้ทอพอโลยีที่ 3).....	92
รูปที่ 4.60 ค่าความยุติธรรมของการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (เปรียบเทียบแบบแผนการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งที่เสนอ กรณีทดสอบโดยใช้ทอพอโลยีที่ 3).....	93



## สารบัญตาราง

ตารางประกอบ	หน้า
ตารางที่ 2.1 พารามิเตอร์ต่าง ๆ ใน IEEE 802.11.....	18
ตารางที่ 2.2 พารามิเตอร์ต่าง ๆ ที่ใช้ในการทดสอบ.....	19
ตารางที่ 3.1 การกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งข้อมูลตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ ของโนดถัดไป.....	35
ตารางที่ 3.2 ตารางที่ใช้สำหรับการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งข้อมูลตามจำนวน แพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ของโนดก่อนหน้าและโนดถัดไป.....	37
ตารางที่ 4.1 พารามิเตอร์ที่ใช้ในกรณีเปลี่ยนแปลงปริมาณโหลดขอรับบริการของโนดต้นทาง.....	43
ตารางที่ 5.1 เปรียบเทียบผลจากการทดสอบของแบบแผนการกำหนดความกว้างของหน้าต่าง การส่งข้อมูลที่เสนอร่วมกับการลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ตแบบ Conditional Renewal Backoff.....	96



สถาบันวิทยบริการ  
จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย

# บทที่ 1

## บทนำ

การพัฒนาเทคโนโลยีการสื่อสารไร้สายจากอดีตจนถึงปัจจุบันได้ปรับเปลี่ยนและพัฒนาไปอย่างมาก ไม่ว่าจะเป็นการพัฒนาของสื่อที่ใช้ในการสื่อสารหรือกระบวนการและวิธีการของการรับส่งข่าวสาร แต่เนื่องจากความต้องการของผู้ใช้ที่มีอยู่อย่างไม่หยุดยั้งทำให้การบริการที่มีอยู่ไม่เพียงพอทั้งในเชิงปริมาณและคุณภาพ ดังนั้นทำให้นักวิจัยและผู้เชี่ยวชาญได้พัฒนาศักยภาพของโครงข่ายโทรคมนาคมเพื่อให้เพียงพอและเป็นที่ยอมรับกับผู้บริโภค ซึ่งวิทยานิพนธ์ฉบับนี้เป็นส่วนหนึ่งที่ได้นำเสนอแนวทางในการพัฒนารูปแบบ และวิธีการซึ่งมีส่วนช่วยพัฒนาโครงข่ายโทรคมนาคมให้มีคุณภาพดีขึ้น โดยเนื้อหาในบทนี้ได้กล่าวถึงความเป็นมาและความสำคัญของปัญหาที่นำมาศึกษา จากนั้นได้เสนอแนวทางของวิทยานิพนธ์ วัตถุประสงค์ของวิทยานิพนธ์ ขอบเขตของวิทยานิพนธ์ รวมไปถึงขั้นตอนดำเนินงาน และประโยชน์ที่คาดว่าจะได้รับ

### 1.1 ความเป็นมาและความสำคัญของปัญหา

ปัจจุบันการสื่อสารไร้สายได้เข้ามามีบทบาทสำคัญในชีวิตประจำวันของมนุษย์ ตลอดจนความต้องการของผู้ใช้ก็มากขึ้น ทำให้มีการพัฒนาเทคโนโลยีของการสื่อสารไร้สายออกมาเป็นจำนวนมากและหลากหลายชนิด ไม่เพียงแต่การส่งสัญญาณเสียงพูดเท่านั้น การส่งข้อมูลและสัญญาณมัลติมีเดียก็มีการใช้เพิ่มขึ้นเรื่อย ๆ โดยที่ข้อมูลแต่ละประเภทมีความต้องการใช้แบนด์วิดท์ (Bandwidth) ที่แตกต่างกัน ดังนั้นการจัดสรรทรัพยากรที่มีอยู่ให้กับข้อมูลแต่ละประเภทจึงแตกต่างกันไปด้วย

ในโครงข่ายแบบมีสาย (Wired network) โหนดสามารถที่จะตรวจดูแบนด์วิดท์ที่มีอยู่และสามารถจัดสรรแบนด์วิดท์ได้อย่างมีประสิทธิภาพ ในขณะที่โครงข่ายไร้สาย (Wireless network) ความสามารถในการจัดสรรแบนด์วิดท์ให้โหนดแต่ละโหนดจะมีความยุ่งยากกว่า เนื่องจากอาจจะมีโหนดบางโหนดใช้แบนด์วิดท์ของโหนดข้างเคียงทั้งหมดก็ได้ ข้อแตกต่างอีกประการหนึ่งของโครงข่ายแบบมีสายกับโครงข่ายไร้สาย คือ การมองเห็นสถานะของโหนดแต่ละโหนดหรือสถานะของตัวกลาง โดยในโครงข่ายแบบมีสาย โหนดทุกโหนดในโครงข่ายจะมองเห็นสถานะของตัวกลางแบบเดียวกัน ทำให้การจัดสรรทรัพยากรในระบบเป็นไปได้โดยง่ายและสะดวก ในขณะที่ในโครงข่ายแบบไร้สาย โหนดแต่ละโหนดอาจมองเห็นสถานะของตัวกลางไม่เหมือนกัน ซึ่งปัญหานี้ทำให้เกิดปัญหาขึ้นมากมายในโครงข่ายไร้สายเช่น ปัญหาสถานีที่ซ่อนเร้น (Hidden station problem) ปัญหาสถานีที่

รับสัญญาณได้ (Exposed station problem) การแย่งกันเข้าถึงตัวกลางภายใน flow เดียวกัน (Intra-flow contention) การแย่งกันเข้าถึงตัวกลางระหว่าง flow (Inter-flow contention) [1, 2] เป็นต้น ดังนั้นเพื่อที่จะแก้ไขปัญหานี้ทุก ๆ โหนดจะต้องส่งข้อมูลให้กับโหนดอื่น ๆ ซึ่งโดยส่วนมากจะเป็นโหนดข้างเคียง (Neighbor node) ให้รับรู้สถานะของโหนดเพื่อเป็นข้อมูลในการบริหารหรือจัดสรรการใช้ตัวกลางได้อย่างถูกต้อง

เนื่องจากข้อจำกัดของโครงข่ายไร้สายที่ต้องมีจุดเข้าถึง (Access point) ในการรับส่งข้อมูลจึงมีผู้คิดค้นโครงข่ายชนิดใหม่ที่เรียกว่า โครงข่ายแอดฮอค (Ad hoc network) [3] ซึ่งเป็นการสื่อสารไร้สายที่มีโครงสร้างที่ไม่แน่นอน โหนดทุกโหนดในโครงข่ายสามารถติดต่อกันได้โดยตรงภายในระยะการส่งข้อมูล (Transmission range) ถ้าการสื่อสารของคู่โหนดใดเกินระยะการส่งข้อมูล การสื่อสารนั้นจำเป็นต้องอาศัยโหนดระหว่างทาง (Intermediate node) ในการส่งข้อมูลนั้นไปยังโหนดปลายทาง ดังนั้นโหนดในโครงข่ายแอดฮอคจึงต้องมีความสามารถในการจัดเส้นทางในการส่งข้อมูลจากสถานีต้นทางไปยังสถานีปลายทางได้ด้วย ซึ่งจากข้อดีของโครงข่ายแอดฮอคที่โหนดทุกโหนดในโครงข่ายสามารถสื่อสารกันได้โดยตรงภายในระยะการส่งข้อมูล ทำให้การสื่อสารมีการประวิงเวลาที่น้อยกว่า และสามารถนำไปประยุกต์ใช้งานได้อย่างรวดเร็ว และไม่ต้องเสียเวลาในการจัดเตรียม (Set up) ระบบมากนัก ซึ่งนับจากอดีตที่ผ่านมาโครงข่ายแอดฮอคได้ถูกใช้งานในด้านการทหารเป็นส่วนใหญ่เนื่องจากการวางโครงสร้างพื้นฐานที่เป็นแบบศูนย์กลางในสนามรบนั้นมีความยากลำบาก อีกทั้งความเชื่อถือได้ของโครงข่ายต่ำมากเนื่องจากเสี่ยงต่อการถูกทำลาย ในปัจจุบันการสื่อสารในเชิงพาณิชย์ได้เริ่มนำโครงข่ายแอดฮอคมาใช้งานเพิ่มขึ้น แต่การที่ไม่มีตัวกลางในการควบคุมการเข้าถึงตัวกลางก็ก่อให้เกิดปัญหาต่าง ๆ มากมาย เช่น การจัดสรรการเข้าถึงตัวกลางในโหนดแต่ละโหนดเนื่องจากโหนดทุกโหนดต้องการส่งข้อมูลได้อย่างถูกต้องและรวดเร็วที่สุด ดังนั้นจึงจำเป็นต้องมีโพรโทคอลควบคุมการเข้าถึงตัวกลาง (Medium Access Control Protocol) เข้ามาทำหน้าที่จัดสรรช่องสัญญาณที่มีอยู่อย่างจำกัดให้เกิดประโยชน์แก่ผู้ใช้บริการสูงสุด โดยสามารถจำแนกโพรโทคอลควบคุมการเข้าถึงตัวกลางได้ 2 ประเภท [3-4] คือ โพรโทคอลชนิดที่ไม่มีการชิงชิงช่องสัญญาณ (Contention-Free MAC Protocol) และโพรโทคอลชนิดที่มีการชิงชิงช่องสัญญาณ (Contention-Based MAC Protocol) โดยในงานวิจัยนี้จะสนใจโพรโทคอลที่มีการชิงชิงช่องสัญญาณเป็นหลัก

ในงานวิจัยที่เกี่ยวกับการจัดลำดับการส่งแพ็กเก็ตในโครงข่ายแอดฮอคที่ผ่านมา [5-18] โดยส่วนมากจะพิจารณาถึงความยุติธรรมในการให้แต่ละโหนดหรือแต่ละ flow ในการส่งแพ็กเก็ต ซึ่งการพิจารณาถึงความยุติธรรมเป็นประการแรกในการส่งแพ็กเก็ตนี้จะส่งผลให้ค่าวิสัยสามารถ (Throughput) ของโครงข่ายมีค่าลดลงจากกรณีที่ไม่พิจารณาถึงความยุติธรรม ซึ่งจะแตกต่างจากงานวิจัยนี้ ซึ่งจะพิจารณาถึงค่าวิสัยสามารถของโครงข่ายเป็นสำคัญ

ในบทความอ้างอิง [5] การจัดลำดับการส่งแพ็กเก็ตจะเน้นความยุติธรรมเป็นหลัก ซึ่งได้นำเสนอ 2 วิธีการ คือ แบบ MLM-FQ (Maximizing Local Minimum by Fair Queuing) กับแบบ EMLM-FQ (Enhance MLM-FQ) โดยทั้ง 2 วิธีการมีลักษณะคล้าย ๆ กัน คือ ในแต่ละแพ็กเก็ตจะมีการให้ค่าป้ายระบุ (Tag) กับทุกแพ็กเก็ตที่เข้ามาถึงโนดนั้น ๆ โดยป้ายระบุนี้จะเป็นตัวจัดลำดับว่าโนดใดหรือ flow ใด ควรได้รับโอกาสในการส่งแพ็กเก็ตก่อน ซึ่งทั้ง 2 กระบวนการจะให้โอกาสกับแพ็กเก็ตที่มีป้ายระบุต่ำสุดในกลุ่มโนดที่ช่วงชิงกันใช้ช่องสัญญาณได้ส่งก่อน ซึ่งความแตกต่างระหว่าง MLM-FQ และ EMLM-FQ คือ วิธี EMLM-FQ จะมีการพิจารณาถึง การประวิง (Delay) ในแพ็กเก็ตแต่ละแพ็กเก็ตด้วย ซึ่งผลการทดลองที่ได้ในโพรโทคอลทั้งสอง คือ จะได้ความยุติธรรมที่ดีกว่าในมาตรฐาน IEEE 802.11 แต่เมื่อพิจารณาค่าวิสัยสามารถในโพรโทคอลทั้งสองจะให้ค่าต่ำกว่ามาตรฐาน IEEE 802.11

ในบทความอ้างอิง [6] ใช้การให้ค่าป้ายระบุกับแพ็กเก็ตทุกแพ็กเก็ตที่เข้ามาถึงโนดเช่นเดียวกัน แต่มีการเพิ่มวิธีการที่เรียกว่า BFMLM-FQ (Bounded-Fair Maximize Local Min Fair Queuing) ซึ่งเป็นการเพิ่มความยุติธรรมให้กับโนดแต่ละโนดมากยิ่งขึ้น ซึ่งเมื่อดูผลที่ได้จากการทดลองก็จะมีลักษณะคล้ายกับใน บทความอ้างอิง [5] คือ โพรโทคอลที่เสนอให้ค่าความยุติธรรมที่สูงกว่าโพรโทคอลตามมาตรฐาน IEEE 802.11 แต่ให้ค่าวิสัยสามารถที่ต่ำกว่า อีกทั้งค่าถ่วงน้ำหนัก (Weight) ที่ใช้ไม่บอกที่มาอย่างชัดเจน

ในบทความอ้างอิง [7,8] มีการใช้หน้าต่างเลื่อน (Sliding window) ช่วยในการตัดสินใจว่า flow ใดหรือแพ็กเก็ตใดควรได้รับโอกาสในการส่งข่าวสาร โดยมีการพิจารณาการส่งแพ็กเก็ตเป็นแบบรวมศูนย์ (Centralize) ซึ่งไม่เหมาะกับการนำมาใช้ในโครงข่ายแอ็ดฮอก อีกทั้งพิจารณาการส่งแพ็กเก็ต 1 ช่วงเชื่อมต่อก่อน ส่วนในบทความอ้างอิง [9] ก็มีลักษณะเช่นเดียวกับในบทความอ้างอิง [7,8] แต่มีความสนใจในการเพิ่มค่าวิสัยสามารถ ซึ่งการพิจารณาการส่งแพ็กเก็ตยังคงมองแบบรวมศูนย์ ซึ่งไม่เหมาะสมกับโครงข่ายแอ็ดฮอกอีกเช่นกัน

ในบทความอ้างอิง [10] มีการพิจารณาปัญหาคอขวด (Bottleneck) โดยการใช้อพารามิเตอร์ที่เรียกว่า contending power ซึ่งคำนวณมาจากค่าถ่วงน้ำหนักของ flow ที่โนดข้างเคียง มาใช้ในการตัดสินใจเลือกแพ็กเก็ตในการส่ง แต่ในบทความอ้างอิงนี้ไม่ได้บอกวิธีการให้ค่าถ่วงน้ำหนักที่เหมาะสม ซึ่งผลกระทบของการให้ค่าถ่วงน้ำหนักที่แตกต่างกันจะส่งผลกระทบต่อสมรรถนะของระบบ และจากการที่ไม่มีวิธีการให้ค่าถ่วงน้ำหนักที่เหมาะสมจะส่งผลให้เกิดความไม่ยุติธรรมในการจัดสรรช่องสัญญาณให้กับแต่ละ flow อีกทั้งค่าวิสัยสามารถของระบบในบางทอพอโลยียังมีค่าต่ำกว่ามาตรฐาน IEEE 802.11 อยู่มาก

ในบทความอ้างอิง [11-15] จะใช้หลักการที่เรียกว่า two tier และ cluster-based คือ โครงข่ายจะถูกแบ่งเป็นกลุ่มโดยแต่ละกลุ่มจะมีโนดที่ทำหน้าที่ในการจัดลำดับการส่งที่เรียกว่า

scheduler node และเมื่อโหนดใดได้รับโอกาสในการส่งแพ็กเก็ตแล้วก็จะไปเลือก flow หรือแพ็กเก็ตในการส่งอีกที ซึ่งจากการที่ต้องมีโหนดทำหน้าที่ในการจัดให้โหนดใดมีสิทธิในการส่งแพ็กเก็ตนี้ ทำให้ไม่เหมาะสมนักกับการนำมาใช้ในโครงข่ายแอตฮอก อีกทั้งถ้าความหนาแน่นของโครงข่ายมีไม่มากหรือโหนดมีลักษณะกระจายก็จะส่งผลให้สมรรถนะของวิธี cluster-based นี้ต่ำตามไปด้วย

ซึ่งในงานวิจัยที่ผ่านมาสามารถสรุปได้ว่า มีผู้นำเสนอการเข้าถึงตัวกลางในโครงข่ายแอตฮอกอยู่หลายอย่าง แต่โดยส่วนมากจะเน้นในเรื่องของความยุติธรรมในการใช้ช่องสัญญาณในทุก ๆ โหนดในโครงข่าย ใน [5-10] จะใช้กลไกที่ตั้งอยู่บนพื้นฐานของการประทับตราเวลา (Timestamp-based mechanism) ในการเข้าถึงตัวกลาง ส่วนในงานวิจัย [11-15] จะใช้ กลไกที่ตั้งอยู่บนพื้นฐานของเครดิต (Credit-based mechanism) ในการเข้าถึงตัวกลาง ซึ่งกลไกทั้ง 2 กลไกมีหลักการสำคัญที่คล้ายกัน คือ มีการนำค่าถ่วงน้ำหนักในโหนดแต่ละโหนดมาใช้ในการจัดสรรแบนด์วิดท์ให้โหนดแต่ละโหนดโดยยึดหลักความยุติธรรม (Fairness) เป็นหลัก โดยพิจารณาให้ค่าวิสัยสามารถรวมของระบบมีความสำคัญรองลงมา ทำให้ได้รับความยุติธรรมในการจัดสรรทรัพยากรสูงแต่มีค่าวิสัยสามารถรวมของระบบที่ต่ำ ในทางกลับกันถ้าให้ความสำคัญกับค่าวิสัยสามารถรวมของระบบมากเกินไปก็จะเกิดความไม่ยุติธรรมต่อโหนดหรือแพ็กเก็ตจำนวนหนึ่งและส่งผลให้เกิดการสูญเสียพลังงานหรือเกิดการประวิงเวลา (Delay) ของแพ็กเก็ตโดยไม่จำเป็น ดังนั้นในงานวิจัยนี้จึงเสนอการออกแบบและพัฒนาการจัดสรรแบนด์วิดท์โดยให้ค่าวิสัยสามารถรวมของโครงข่ายมีค่าสูงขึ้น โดยเมื่อค่าวิสัยสามารถของโครงข่ายมีค่าสูงขึ้นแล้วทำให้ค่าความยุติธรรมของการส่งแพ็กเก็ตมีค่าเปลี่ยนแปลงอย่างไร

## 1.2 วัตถุประสงค์และแนวทางของวิทยานิพนธ์

วิทยานิพนธ์ฉบับนี้นำเสนอโพรโทคอลการเข้าถึงตัวกลางสำหรับโครงข่ายแอตฮอกเพื่อทำให้โครงข่ายมีประสิทธิภาพในการใช้ช่องสัญญาณคุ้มค่าที่สุด โดยจะเสนอวิธีในการลดช่องว่างการรอคอยในการส่งแพ็กเก็ตในโพรโทคอลที่มีการช่วงชิงช่องสัญญาณตามมาตรฐาน IEEE 802.11.2 แบบ จากนั้นจะนำเสนอการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิง (Contention window) ซึ่งความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงนี้จะเป็นตัวแปรหลักในการกำหนดโอกาสในการเข้าถึงตัวกลางในโครงข่ายแอตฮอก ซึ่งจะกล่าวถึงกระบวนการในวิธีการต่างๆ ในบทที่ 3 อีกครั้ง

ในขั้นตอนการจำลองจะใช้โปรแกรม Network Simulator (NS) แต่ได้ดัดแปลงโปรแกรมบางส่วนเพื่อให้เสมือนจริงมากขึ้นและให้เหมาะกับเงื่อนไขที่จะต้องใช้ในการประเมินสมรรถนะของโพรโทคอลภายใต้เงื่อนไขของโครงข่ายแบบต่าง ๆ เช่น จำนวนโหนดในโครงข่าย ค่าไหลดขอบริการ เป็นต้น



### 1.3 ขอบเขตวิทยานิพนธ์

ในงานวิจัยนี้จะนำเสนอการจัดลำดับการส่งแพ็กเก็ตในโครงข่ายแอดฮอก ซึ่งจะพิจารณาการส่งแพ็กเก็ตที่ไม่เกิดความผิดพลาดเนื่องจากเฟดดิ้ง (Fading) หรือสัญญาณรบกวน (Noise) ในช่องสัญญาณ ดังนั้นความผิดพลาดจะเกิดขึ้นจากการชนกันของแพ็กเก็ตเท่านั้น และกำหนดให้แพ็กเก็ตที่จะส่งในโนดทุก ๆ โหนดเป็นแพ็กเก็ตชนิดเดียวกันโดยมีขนาดของแพ็กเก็ตคงที่และมีขนาดเท่ากันในทุก ๆ flow งานวิจัยนี้ไม่คำนึงถึงโพรโทคอลจัดเส้นทาง (Routing protocol) โดยมีสมมติฐานว่าโนดทุก ๆ โหนดทราบเส้นทางไปยังโนดอื่น ๆ ในโครงข่ายอยู่ก่อนแล้ว และโนดทุก ๆ โหนด จะไม่เคลื่อนที่ขณะที่ทดสอบ อีกทั้งในงานวิจัยนี้จะกำหนดให้โนดทุก ๆ โหนดอยู่ในสถานะซิงโครไนซ์ (Synchronization) ซึ่งกันและกันเพื่อลดผลกระทบอันเนื่องมาจากความไม่สอดคล้องกันในการส่งแพ็กเก็ตในโครงข่าย

### 1.4 ขั้นตอนการดำเนินงาน

1. ศึกษาความรู้พื้นฐานของโครงข่ายแอดฮอก
2. ศึกษาและวิเคราะห์ถึงปัจจัยที่ส่งผลกระทบต่อการจัดลำดับการส่งแพ็กเก็ต และศึกษางานวิจัยที่ผ่านมา
3. ออกแบบ พัฒนาและปรับปรุงการจัดลำดับการส่งแพ็กเก็ตในโครงข่ายแอดฮอกให้มีวิสัยความสามารถของโครงข่ายที่ดีขึ้น
4. เขียนโปรแกรมจำลองตามที่ออกแบบไว้
5. เปรียบเทียบผลจากการจำลองระบบกับผลที่ได้จากมาตรฐาน IEEE 802.11 ในโมดแอดฮอก
6. กำหนดแนวทางในการพัฒนาในอนาคต
7. สรุป วิเคราะห์ และจัดทำวิทยานิพนธ์ฉบับสมบูรณ์

### 1.5 ประโยชน์ที่ได้รับ

1. ได้วิธีการใหม่สำหรับการจัดลำดับการส่งแพ็กเก็ตในโครงข่ายแอดฮอกที่มีค่าวิสัยความสามารถของโครงข่ายที่ดีขึ้นโดยให้ความยุติธรรมกับโนดทุกโนดในโครงข่ายในระดับหนึ่ง
2. โปรแกรมจำลองการจัดลำดับการส่งแพ็กเก็ตในโครงข่ายแอดฮอกที่นำเสนอ
3. เป็นแนวทางในการวิจัยสำหรับการปรับปรุงสมรรถนะการจัดลำดับการส่งข้อมูลของโครงข่ายแอดฮอกต่อไป

## 1.6 คำโครงวิทยานิพนธ์

วิทยานิพนธ์ฉบับนี้แบ่งรายละเอียดออกเป็น 5 บท ดังนี้

บทที่ 1 บทนำ กล่าวถึงความเป็นมาและความสำคัญของปัญหา วัตถุประสงค์และแนวทางของวิทยานิพนธ์ ขอบเขตของวิทยานิพนธ์ ขั้นตอนการดำเนินงาน ประโยชน์ที่ได้รับ และคำโครงวิทยานิพนธ์

บทที่ 2 ความรู้พื้นฐาน กล่าวถึงโพรโทคอลควบคุมการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 พื้นฐานการจองและการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 เทคนิคการเข้าถึงตัวกลางที่นำเสนอในอดีต ปัญหาของเทคนิคการจองและเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 เมื่อนำมาใช้ในโครงข่ายแอดฮอค

บทที่ 3 แบบแผนการเข้าถึงตัวกลางที่นำเสนอ ซึ่งจะกล่าวถึงแนวทางและหลักการของวิธีการเข้าถึงตัวกลางที่นำเสนอ โดยในวิทยานิพนธ์ฉบับนี้จะเสนอแบบแผนการจัดแถวคอย การกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามข้อมูลที่ได้จากโหนดที่พิจารณาหรือโหนดข้างเคียงซึ่งจะส่งผลให้ค่าวิสัยสามารถของโครงข่ายดีขึ้น อีกทั้งจะเสนอแบบแผนการลดเวลาการรอคอยของการส่งแพ็กเก็ต เพื่อเพิ่มประสิทธิภาพในการส่งแพ็กเก็ตให้สูงขึ้น

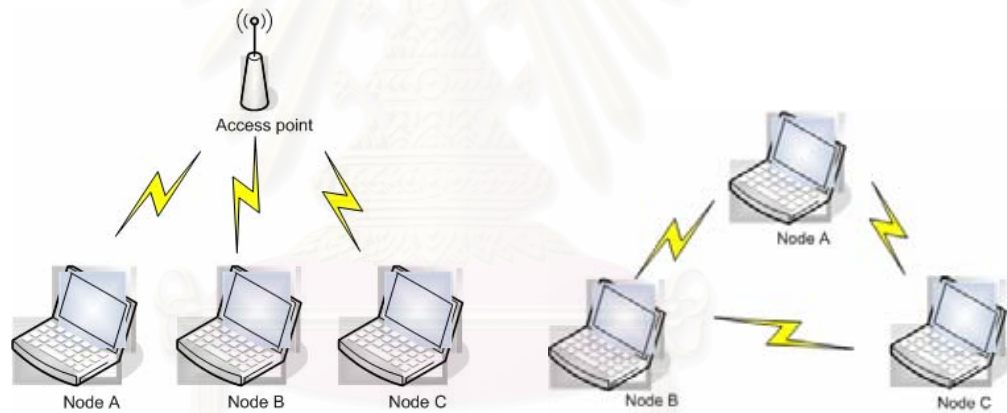
บทที่ 4 ผลการทดสอบ กล่าวถึงผลการจำลองระบบและการวิเคราะห์ผลการจำลองแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางที่นำเสนอและแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11

บทที่ 5 บทสรุป กล่าวถึงบทสรุป และข้อเสนอแนะ

## บทที่ 2

### ความรู้พื้นฐานและทฤษฎีที่เกี่ยวข้อง

โครงข่ายพื้นที่ท้องถิ่นแบบไร้สาย (Wireless LAN) เป็นที่นิยมอย่างมากในปัจจุบันเนื่องจากความสะดวกและความยืดหยุ่นในการใช้งานในที่ต่าง ๆ เช่น ในที่ทำงานหรือสถานที่สาธารณะต่าง ๆ โครงข่ายพื้นที่ท้องถิ่นแบบไร้สายสามารถทำงานได้ 2 รูปแบบ คือ แบบที่มีสถานีฐาน (Base station) และ แบบที่ไม่มีสถานีฐาน ดังแสดงในรูปที่ 2.1 การทำงานในสถานะที่มีสถานีฐาน การสื่อสารทั้งหมดจะถูกส่งผ่านสถานีฐานซึ่งเรียกว่า จุดเข้าถึง (Access point) ก่อนที่จะถูกส่งไปยังโนดปลายทาง ส่วนในแบบไม่มีสถานีฐาน การสื่อสารสามารถส่งผ่านกันได้โดยตรง ซึ่งอาจเรียกการทำงานแบบนี้ว่า แอดฮอค



รูปที่ 2.1 โครงข่ายพื้นที่ท้องถิ่นแบบไร้สายแบบมีสถานีฐานและไม่มีสถานีฐาน

#### 2.1 คุณลักษณะของโครงข่ายแบบแอดฮอค (Characteristics of Ad Hoc Networks)

โครงข่ายแอดฮอคเป็นโครงข่ายที่ประกอบด้วยโนดที่มีความสามารถในการเคลื่อนที่ได้อย่างอิสระ จึงทำให้โครงข่ายแอดฮอคเป็นโครงข่ายที่ไม่มีโครงสร้างที่แน่นอนและเปลี่ยนแปลงตลอดเวลา นอกจากนี้การสื่อสารระหว่างโนดยังปราศจากจุดเข้าถึง ในการควบคุมการเข้าถึงตัวกลาง ทำให้โนดแต่ละโนดต้องมีความสามารถในการจัดการการเข้าถึงตัวกลางได้ด้วยตนเอง นอกจากนี้โนดในโครงข่ายยังต้องมีความสามารถในการจัดเส้นทางสำหรับการส่งข้อมูลได้ด้วยตัวเอง ทำให้โนดทุกโนด

ในโครงข่ายต้องทำหน้าที่เปรียบเสมือนกับอุปกรณ์จัดเส้นทาง (Router) ซึ่งจะจัดเส้นทางการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลไปยังโหนดปลายทางได้ คุณสมบัติอื่น ๆ ที่สำคัญของโครงข่ายแอ็ดฮอก สามารถสรุปได้ดังนี้

- ทอพอโลยีแบบพลวัต (Dynamic Topology)

โหนดในโครงข่ายแอ็ดฮอกจะมีการเคลื่อนที่อยู่ตลอดเวลา โดยการเคลื่อนที่ของโหนดเป็นแบบสุ่ม ดังนั้นระบบจะไม่สามารถคาดการณ์การเคลื่อนที่ของโหนดได้ ซึ่งส่งผลให้ทอพอโลยีของโครงข่ายมีการเปลี่ยนแปลงอยู่ตลอดเวลาทำให้ลำบากในการควบคุมการเข้าถึงตัวกลางในโครงข่ายแอ็ดฮอก

- การสื่อสารเป็นแบบหลายช่วงเชื่อมต่อ (Multi-hop communication)

เนื่องจากการสื่อสารในโครงข่ายแอ็ดฮอกเป็นการสื่อสารกันโดยตรงโดยไม่ผ่านจุดของการเข้าถึง ดังนั้นโหนดแต่ละโหนดจะต้องมีความสามารถในการเป็นสถานีส่ง สถานีรับ และสถานีระหว่างทาง โดยถ้าการสื่อสารเกินระยะของการส่งข้อมูล (Transmission range) การสื่อสารนั้นจำเป็นต้องอาศัยโหนดระหว่างทาง (Intermediate node) ในการส่งข้อมูลนั้นไปยังโหนดปลายทาง ซึ่งจะเห็นได้ว่ายิ่งมีการใช้โหนดระหว่างทางมากขึ้นเท่าใดความซับซ้อนของโครงข่ายก็จะมากขึ้นเท่านั้น

- การปฏิบัติการเป็นแบบกระจายศูนย์ (Decentralized operation)

สถาปัตยกรรมของโครงข่ายแอ็ดฮอกมีโครงสร้างที่ไม่แน่นอน อีกทั้งยังไม่มีกระบวนการเข้าถึงตัวกลางแบบรวมศูนย์ ดังนั้นโหนดทุกโหนดในโครงข่ายต้องมีความสามารถในการจัดการการเข้าถึงตัวกลางรวมถึงการควบคุมการไหลของทราฟฟิกให้ได้สมรรถนะโดยรวมที่ดีที่สุดโดยการใช้อนุกรมที่โหนดทุก ๆ โหนดรับรู้ร่วมกัน

- ข้อจำกัดทางด้านแบนด์วิดท์ (Bandwidth constrained)

การสื่อสารแบบไร้สายจะมีการใช้ประโยชน์รวมของการใช้แบนด์วิดท์ที่ต่ำกว่าการสื่อสารแบบใช้สาย เนื่องจากผลกระทบของการเข้าถึงแบบหลายทาง (Multiple access) เฟดดิ้ง (Fading) สัญญาณรบกวน (Noise) ปัญหาของสถานีที่ซ่อนเร้น (Hidden station problem) และปัญหาสถานีที่รับฟังได้ (Exposed station problem) เป็นต้น ซึ่งผลกระทบของปัญหาเหล่านี้ทำให้การใช้ประโยชน์ของการใช้แบนด์วิดท์มีค่าต่ำกว่าค่าแบนด์วิดท์สูงสุดที่สามารถใช้ได้

- ข้อจำกัดทางด้านพลังงาน (Energy constrained)

พลังงานของอุปกรณ์ที่ใช้ในโครงข่ายก็เป็นคุณลักษณะหนึ่งที่สำคัญ เนื่องจากการสื่อสารในโครงข่ายแอดฮอกเป็นแบบหลายช่วงเชื่อมต่อตั้งที่ได้กล่าวไปแล้ว ดังนั้นเมื่อพลังงานของอุปกรณ์ตัวหนึ่งตัวใดหมดไปหรือไม่เพียงพอในการส่งข้อมูล อาจส่งผลกระทบต่อโครงข่ายได้ เพราะฉะนั้นปัจจัยที่สำคัญในการออกแบบโพรโทคอลการกำหนดเส้นทางภายใต้ข้อจำกัดพลังงานคือการทำให้โหนดหรืออุปกรณ์ที่ใช้งานประหยัดพลังงานให้มากที่สุดเท่าที่จะทำได้

คุณสมบัติต่าง ๆ ที่มีผลกระทบต่อสมรรถนะของระบบดังที่กล่าวข้างต้นเป็นคุณสมบัติที่สำคัญที่นักวิจัยได้ให้ความสนใจและนำไปสู่การออกแบบการทำงานด้านต่าง ๆ เช่น ความสามารถในการจัดเส้นทางเพื่อให้ส่งแพ็กเก็ตได้อย่างรวดเร็ว การพัฒนาในการหาตำแหน่งของโหนดปลายทางหรือการจัดเส้นทางในการส่งข้อมูลเพื่อให้ได้เส้นทางที่ประหยัดพลังงานมากที่สุด เป็นต้น ซึ่งในวิทยานิพนธ์ฉบับนี้ จะพัฒนาการควบคุมการเข้าถึงตัวกลางเพื่อให้ได้ประสิทธิภาพในการส่งข้อมูลสูงสุด ซึ่งพื้นฐานการเข้าถึงตัวกลางจะกล่าวในหัวข้อถัดไป

## 2.2 พื้นฐานกลไกการควบคุมการเข้าถึงตัวกลาง

เนื่องจากโดยปกติในโครงข่ายไร้สายจะมีผู้ใช้เข้าใช้บริการในเวลาเดียวกันเป็นจำนวนมาก และด้วยความจำกัดของแบนด์วิดท์ในโครงข่ายไร้สาย ดังนั้นโครงข่ายจึงไม่สามารถที่จะให้บริการแก่ผู้ใช้ทั้งหมดได้ในเวลาเดียวกัน ทำให้ต้องมีหน้าที่ทำหน้าที่ในการควบคุมการเข้าถึงตัวกลางหรือช่องสัญญาณของโครงข่าย ซึ่งส่วนนี้จะเรียกว่า โพรโทคอลควบคุมการเข้าถึงตัวกลาง (Medium Access Control Protocol, MAC Protocol) ซึ่งโพรโทคอล MAC เป็นเพียงหนึ่งในสองโพรโทคอลในชั้นเชื่อมโยงข้อมูล (Data link layer) ตามมาตรฐานของแบบจำลองอ้างอิง 7 ชั้น (Open Systems Interconnection (OSI) Reference Model) โดยโพรโทคอลอีกส่วนหนึ่งในชั้นเชื่อมโยงข้อมูลก็คือ LLC (Logical Link Layer) โพรโทคอล LLC จะมีหน้าที่ต่อร่วม (Interface) โพรโทคอลชั้นโครงข่าย (Network layer protocol) และโพรโทคอลควบคุมการเข้าถึงตัวกลาง ทำให้โพรโทคอลต่างชนิดกันทำงานร่วมกันได้เป็นอย่างดี โพรโทคอล MAC นี้มีความสำคัญในการจัดสรรแบนด์วิดท์ที่มีอยู่อย่างจำกัดให้กับผู้ใช้บริการในแต่ละรายที่กำลังมีความต้องการในการส่งข่าวสาร โดยสามารถจำแนกประเภทการเข้าถึงตัวกลางตามลักษณะการทำงานได้เป็น 2 กลุ่ม ดังนี้



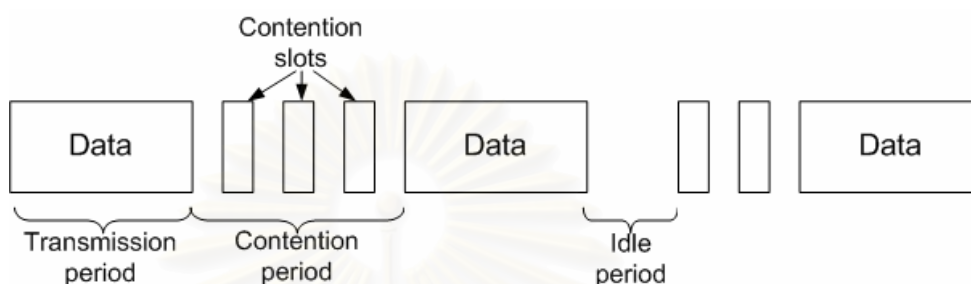
## 2.2.1 โพรโทคอลควบคุมการเข้าถึงตัวกลางชนิดที่ไม่มีการช่วงชิงช่องสัญญาณ (Contention-Free MAC Protocol)

โพรโทคอลที่ไม่มีการช่วงชิงช่องสัญญาณนี้โครงข่ายจะจัดสรรช่องสัญญาณที่มีอยู่ให้กับผู้ใช้บริการแต่ละรายแบบตายตัว โดยผู้ใช้บริการแต่ละรายจะได้รับส่วนแบ่งช่องสัญญาณย่อยหนึ่งช่อง ซึ่งผู้ใช้บริการแต่ละรายจะสามารถใช้ช่องสัญญาณหนึ่งช่องของตนเท่านั้น ข้อดีของโพรโทคอลประเภทนี้คือ จะไม่เกิดการชนกันของข่าวสารของผู้ใช้บริการแต่ละราย ส่วนข้อเสียของโพรโทคอลแบบนี้คือ ไม่สามารถใช้แบนด์วิดท์ที่มีอย่างจำกัดให้มีประสิทธิภาพสูงสุดได้ เนื่องจากจำนวนผู้ใช้บริการที่สามารถรองรับได้จะมีค่าจำกัดตามค่าจำนวนช่องสัญญาณที่มีอยู่ เมื่อมีผู้ใช้บริการรายใหม่เข้ามายังโครงข่ายขณะที่ไม่มีช่องสัญญาณเหลือโครงข่ายจะไม่สามารถให้บริการกับผู้ใช้รายใหม่ได้แม้ว่าจะมีผู้ใช้บางรายที่ได้รับการจัดสรรช่องสัญญาณแล้วไม่ได้ส่งข่าวสารใด ๆ ณ เวลานั้นเลยก็ตาม ทำให้เกิดการสูญเสียแบนด์วิดท์ส่วนนั้นไป ตัวอย่างของโพรโทคอลที่ไม่มีการช่วงชิงช่องสัญญาณ เช่น การเข้าถึงหลายทางแบบแบ่งความถี่ (Frequency Division Multiple Access, FDMA) การเข้าถึงหลายทางแบบแบ่งเวลา (Time Division Multiple Access, TDMA) หรือ การเข้าถึงหลายทางแบบแบ่งรหัส (Code Division Multiple Access, CDMA) เป็นต้น

## 2.2.2 โพรโทคอลควบคุมการเข้าถึงตัวกลางชนิดที่มีการช่วงชิงช่องสัญญาณ (Contention-Based MAC Protocol)

โพรโทคอลชนิดที่มีการช่วงชิงช่องสัญญาณจะไม่มีการจัดสรรช่องสัญญาณอย่างตายตัวให้กับผู้ใช้บริการแต่ละราย ดังนั้นผู้ใช้บริการทุกรายที่ต้องการส่งข่าวสาร ณ เวลาใดก็ตามจะต้องช่วงชิงช่องสัญญาณที่มีอยู่กับผู้ใช้รายอื่น ดังรูปที่ 2.2 ข้อดีของโพรโทคอลประเภทนี้คือ ไม่จำกัดจำนวนผู้ใช้บริการในโครงข่ายและสามารถรองรับทราฟฟิกที่มีขนาดปรับเปลี่ยนอยู่ตลอดเวลาได้ ส่วนข้อเสียของโพรโทคอลชนิดนี้คือ ในกรณีที่ทราฟฟิกของโครงข่ายมีค่าสูงหรือมีผู้ใช้บริการเป็นจำนวนมาก ระบบจะขาดเสถียรภาพในการทำงานเนื่องจากการชนกันของแพ็กเก็ตของผู้ใช้บริการจะมีค่าสูงขึ้นตามไปด้วย ซึ่งข้อเสียนี้จะส่งผลให้ไม่สามารถคาดการณ์เวลาประวิงของแพ็กเก็ตแต่ละแพ็กเก็ตได้ ตัวอย่างของโพรโทคอลที่มีการแข่งขันในการเข้าถึงตัวกลาง เช่น อะโลฮาแบบดั้งเดิม (Pure ALOHA) อะโลฮาแบบร่อง (Slotted ALOHA) และการเข้าถึงหลายทางแบบตรวจรู้คลื่นพาห้ (Carrier Sense Multiple Access, CSMA) เป็นต้น เนื่องจากวิธานิพนธ์ฉบับนี้จะพัฒนาการเข้าถึงตัวกลางในโครงข่ายแอดฮอก ซึ่งโครงข่ายแอดฮอกมีลักษณะการทำงานแบบกระจายศูนย์ (Decentralized

operation) โดยโครงข่ายไม่มีจุดเข้าถึงในการควบคุมการรับส่งข้อมูล ดังนั้นจะพิจารณาโพรโทคอลชนิดที่มีการช่วงชิงช่องสัญญาณเป็นหลัก โดยมาตรฐานการควบคุมการเข้าถึงตัวกลางที่ใช้อยู่ในปัจจุบันเป็นอย่างไรจะกล่าวในหัวข้อถัดไป



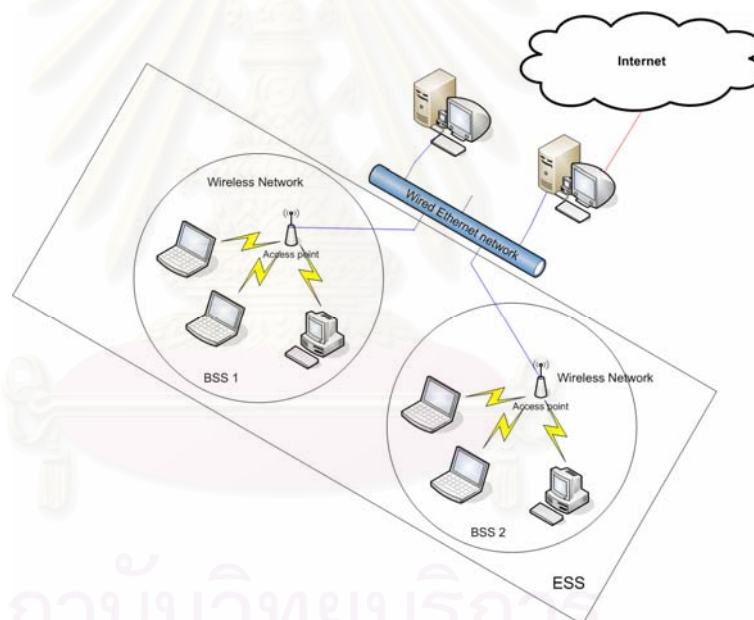
รูปที่ 2.2 ช่วงเวลาของโครงข่ายของโพรโทคอลชนิดที่มีการช่วงชิงช่องสัญญาณ

### 2.3 มาตรฐาน IEEE 802.11

ในปัจจุบันเทคโนโลยีโครงข่ายพื้นที่ท้องถิ่นแบบไร้สาย หรือ WLAN (Wireless LAN) กำลังเป็นที่นิยมเป็นอย่างมาก เนื่องจากความสะดวกและอิสระในการใช้งานและติดตั้งโครงข่าย ทำให้การต่ออุปกรณ์เข้าด้วยกันหรือต่อเข้ากับโครงข่ายไม่จำเป็นจะต้องใช้สายนำสัญญาณให้ยุ่งยากและดูแลรักษาอีกต่อไป อีกทั้งอุปกรณ์คอมพิวเตอร์ทั้งแบบตั้งโต๊ะและแบบพกพาก็สามารถต่อถึงกันหรือต่อเข้ากับโครงข่ายจากตำแหน่งต่าง ๆ ที่อยู่ในรัศมีของสัญญาณได้อย่างอิสระ ซึ่งเทคโนโลยีที่นิยมใช้กันอย่างแพร่หลายมากที่สุดสำหรับ WLAN คือเทคโนโลยีตามมาตรฐาน IEEE 802.11 [4] เนื่องจากอุปกรณ์ IEEE 802.11 WLAN มีราคาไม่แพงนัก อีกทั้งมีสมรรถนะในการรับส่งข้อมูลค่อนข้างสูง ดังนั้น IEEE 802.11 WLAN จึงได้รับความนิยมอย่างแพร่หลายมากขึ้นเรื่อย ๆ ในปัจจุบัน มาตรฐาน IEEE 802.11 ได้กำหนดลักษณะการต่อของอุปกรณ์ภายในโครงข่าย WLAN ไว้ 2 โหมด คือ โหมด Infrastructure หรือ PCF (Point Coordinate Function) และ โหมด Ad-Hoc หรือ DCF (Distributed Coordinate Function)

โหมด PCF เป็นโหมดที่อนุญาตให้อุปกรณ์ภายในโครงข่ายสามารถต่อกับโครงข่ายอื่นได้ โดยการเข้าถึงตัวกลางแบบนี้จะใช้ศูนย์กลางหรือจุดเข้าถึงในการรับส่งข้อมูล ในโหมด PCF นี้โครงข่ายประกอบด้วยอุปกรณ์ 2 ประเภทได้แก่ สถานีผู้ใช้ (Client Station) ซึ่งก็คืออุปกรณ์คอมพิวเตอร์แบบตั้งโต๊ะ (Desktop) คอมพิวเตอร์วางบนตัก (Laptop) หรือเครื่องช่วยงานส่วนบุคคลแบบดิจิทัล (PDA)

และสถานีแม่ข่ายหรือจุดเข้าถึง ซึ่งทำหน้าที่ต่อสถานีผู้ใช้เข้ากับโครงข่ายอื่น โดยสถานีผู้ใช้จะสามารถรับส่งข้อมูลโดยตรงกับสถานีแม่ข่ายที่ให้บริการแก่สถานีผู้ใช้นั้นอยู่เท่านั้น ส่วนสถานีแม่ข่ายจะทำหน้าที่ส่งต่อ (Forward) ข้อมูลที่ได้รับจากสถานีผู้ใช้ไปยังจุดหมายปลายทางหรือส่งต่อข้อมูลที่ได้รับจากโครงข่ายอื่นมายังสถานีผู้ใช้ แสดงดังรูปที่ 2.3 โดย BSS (Basic Service Set) หมายถึงบริเวณของโครงข่าย IEEE 802.11 WLAN ที่มีสถานีแม่ข่าย 1 สถานี ซึ่งสถานีผู้ใช้ภายในขอบเขตของ BSS นี้ทุกสถานีจะต้องสื่อสารข้อมูลผ่านสถานีแม่ข่ายดังกล่าวเท่านั้น และ ESS (Extended Service Set) หมายถึงบริเวณของโครงข่าย IEEE 802.11 WLAN ที่ประกอบด้วย BSS มากกว่า 1 BSS ซึ่งได้รับการต่อเข้าด้วยกัน สถานีผู้ใช้สามารถเคลื่อนย้ายจากพื้นที่บริการของ BSS หนึ่งไปอยู่ในอีก BSS หนึ่งได้ โดย BSS เหล่านี้จะทำการใช้งานข้ามเขต (Roaming) หรือติดต่อสื่อสารกันเพื่อโอนย้ายการให้บริการสำหรับสถานีผู้ใช้อย่างกล่าว



รูปที่ 2.3 การต่ออุปกรณ์ภายในโครงข่ายในโหมด PCF

โหมด Ad-Hoc หรือ DCF จะใช้กับโครงข่ายที่ไม่ใช้ศูนย์กลางในการควบคุมการเข้าถึงตัวกลาง เป็นโครงข่ายที่ไม่มีสถานีแม่ข่ายและไม่มีการต่อกับโครงข่ายอื่น บริเวณของโครงข่าย IEEE 802.11 WLAN ในโหมด Ad-Hoc จะถูกเรียกว่า Independent Basic Service Set (IBSS) ซึ่งสถานีผู้ใช้หนึ่งสามารถติดต่อสื่อสารข้อมูลกับสถานีผู้ใช้อื่น ๆ ในเขต IBSS เดียวกันได้โดยตรงโดยไม่ต้องผ่านสถานี

แม่ข่าย แต่สถานีผู้ใช้จะไม่สามารถรับส่งข้อมูลกับโครงข่ายอื่น ๆ ได้ หรือกล่าวอีกนัยหนึ่งว่า แต่ละสถานีผู้ใช้จะรับส่งข้อมูลได้ภายในระยะเวลาการส่งข้อมูลเท่านั้น ซึ่งกลไกการเข้าถึงตัวกลางในโหมด DCF จะกล่าวอีกครั้งในหัวข้อถัดไป

### 2.3.1 การควบคุมการเข้าถึงตัวกลางในโครงข่ายแอดฮอก

การควบคุมการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 ได้แบ่งโหมดการทำงานเป็น 2 โหมด ดังที่กล่าวไว้ข้างต้น ซึ่งโครงข่ายที่พิจารณาในวิทยานิพนธ์ฉบับนี้เป็นโครงข่ายแอดฮอก ดังนั้นจะพิจารณาการทำงานในโหมด DCF เท่านั้น โหมด DCF ใช้โพรโทคอล CSMA/CA (Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance) ร่วมกับ Binary exponential backoff เพื่อลดโอกาสในการเกิดการชนกันของข้อมูล โดยกระบวนการทำงาน CSMA คือ เมื่อสถานีหนึ่งต้องการเข้าถึงตัวกลาง สถานีดังกล่าวจะต้องตรวจสอบช่องสัญญาณก่อนว่ามีสถานีอื่นกำลังรับส่งสัญญาณข้อมูลอยู่หรือไม่และรอจนกว่าช่องสัญญาณจะว่าง ซึ่งช่วงเวลาว่างนี้จะมีค่าเท่ากับ DIFS (DCF Inter-Frame Spacing) ซึ่งช่วงเวลา DIFS นี้จะกล่าวอีกครั้งในหัวข้อที่ 2.3.4 เมื่อช่องสัญญาณว่างเท่ากับค่า DIFS แล้วสถานีที่ต้องการเข้าถึงตัวกลางจะต้องรอต่อไปอีกระยะเวลาหนึ่งซึ่งเรียกช่วงเวลานี้ว่า ช่วงเวลา backoff ซึ่งแต่ละสถานีได้กำหนดระยะเวลาในการรอดังกล่าวไว้แล้วด้วยการสุ่มค่าจากความกว้างของหน้าต่างการชนซึ่ง สถานีที่สุ่มได้ค่าระยะเวลาในการรอน้อยกว่าก็จะมีโอกาสในการเข้าถึงตัวกลางก่อน ซึ่งค่า backoff นี้ สามารถคำนวณได้จากสมการที่ (2.1)

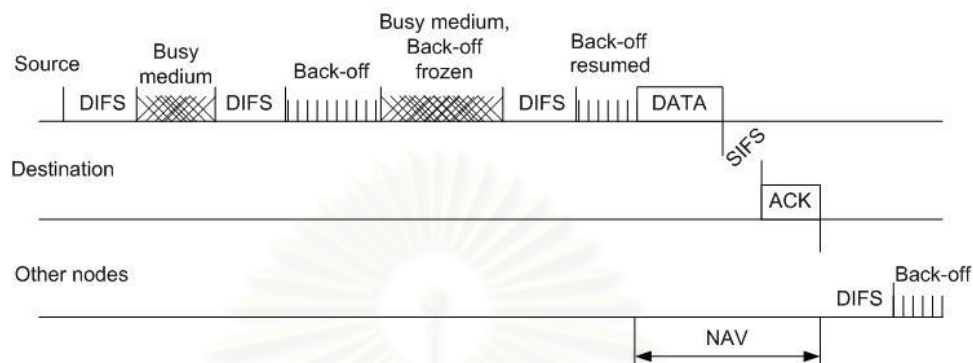
$$\text{back-off time} = \text{rand}(0, CW) \times \text{slottime} \quad (2.1)$$

โดยที่  $CW$  คือ ขนาดความกว้างของหน้าต่างการชนซึ่ง (Contention window size)

$\text{slottime}$  คือ ผลรวมของเวลาที่ต้องใช้ในการตรวจวัดเฟรม เวลาการประวิงในการเดินทาง เวลาที่ใช้ในการเปลี่ยนสถานะจากเครื่องรับไปเป็นเครื่องส่ง และเวลาที่ใช้ในการส่งสัญญาณไปยังชั้นควบคุมการเข้าถึงตัวกลาง (MAC layer) เพื่อบอกสถานะของตัวกลาง ตามมาตรฐาน IEEE 802.11 ค่า slottime มีค่าเท่ากับ 20  $\mu\text{S}$

ถ้ามีสถานีอื่นส่งข้อมูลในช่วงเวลา backoff นี้ การนับค่า backoff นี้จะหยุดและจะเริ่มนับอีกครั้งหนึ่งหลังจากช่องสัญญาณว่างเป็นช่วงเวลาเท่ากับ DIFS ดังรูปที่ 2.4 จากการใช้ Binary

exponential back-off เพื่อลดโอกาสการเกิดการชนกันของข้อมูลแล้ว ก็ยังมีโอกาสที่จะเกิดการชนกันของข้อมูลอยู่ ปัญหานี้เกิดขึ้นได้อย่างไร และจะแก้ไขปัญหาได้อย่างไรจะกล่าวในหัวข้อถัดไป



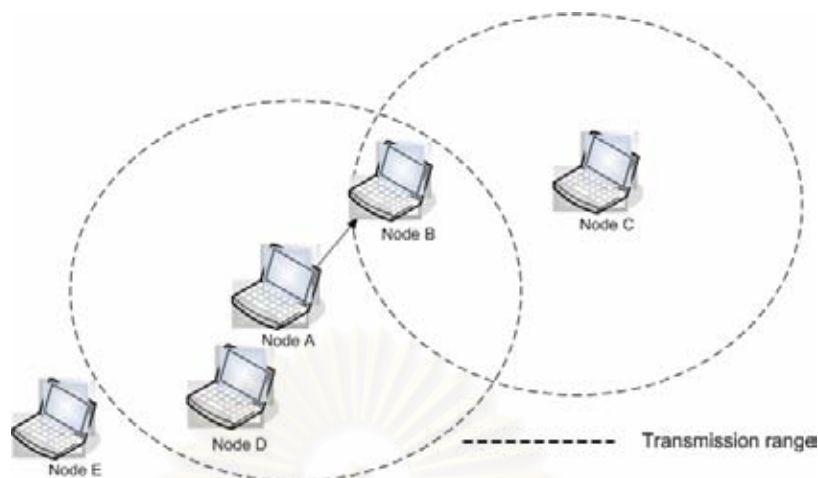
รูปที่ 2.4. กลไกของ IEEE 802.11

### 2.3.2 ปัญหาสถานีซ่อนเร้นและปัญหาสถานีที่รับสัญญาณได้

ปัญหาสถานีซ่อนเร้น (Hidden terminal problem) เป็นปัญหาหนึ่งที่เกิดในโครงข่ายไร้สาย ซึ่งเป็นปัญหาที่เกิดจากความไม่เข้าใจกันของโหนดในโครงข่ายอันเนื่องมาจากมีโหนดที่ต้องการส่งข้อมูลบางโหนดไม่ได้อยู่ในขอบเขตการส่งคลื่นสัญญาณของโหนดที่กำลังส่งสัญญาณออกมา แต่อยู่ในขอบเขตการส่งคลื่นสัญญาณของโหนดรับเดียวกัน และเมื่อส่งข้อมูลออกมาส่งผลกระทบหรือทำให้เกิดการชนกันของแพ็กเก็ตขึ้นดังแสดงในรูปที่ 2.5 จากรูปโหนด A กำลังส่งแพ็กเก็ตไปยังโหนด B ในขณะเดียวกันโหนด C ตรวจสอบช่องสัญญาณพบว่าช่องสัญญาณว่างจึงส่งแพ็กเก็ตไปยังโหนด B เช่นกัน ซึ่งส่งผลให้เกิดการชนกันของแพ็กเก็ตที่โหนด B ขึ้น

ปัญหาสถานีที่รับสัญญาณได้ (Exposed terminal problem) เป็นปัญหาที่เกิดจากโหนดที่ต้องการส่งข้อมูลโหนดหนึ่งอยู่ในขอบเขตการส่งคลื่นสัญญาณของโหนดที่ส่งข้อมูลอยู่อีกโหนดหนึ่ง ทำให้โหนดไม่สามารถส่งข้อมูลได้ทั้ง ๆ ที่การส่งข้อมูลทั้งสองไม่ได้อยู่ในเส้นทางเดียวกันดังแสดงในรูป 2.5 จากรูป โหนด A กำลังส่งข้อมูลไปยังโหนด B ในขณะเดียวกันโหนด D ต้องการส่งข้อมูลไปยังโหนด E แต่เนื่องจากโหนด D อยู่ในขอบเขตการส่งคลื่นสัญญาณของโหนด A ทำให้ไม่สามารถส่งข้อมูลได้ ซึ่งปัญหานี้ส่งผลให้ประสิทธิภาพของการส่งแพ็กเก็ตในโครงข่ายลดลง





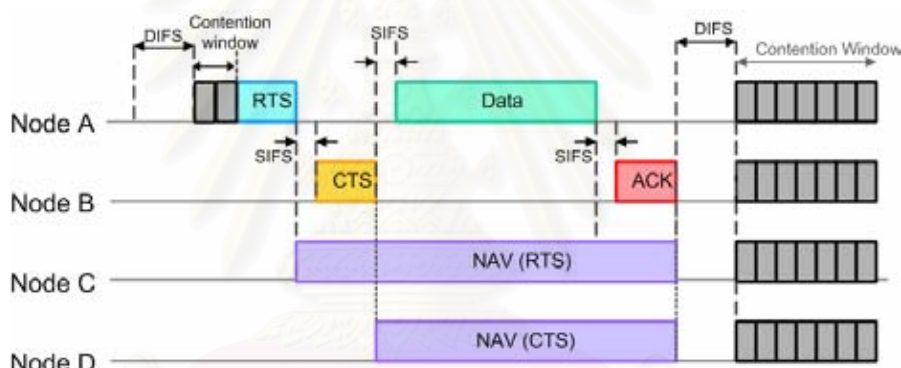
รูปที่ 2.5 ปัญหาสถานีซ่อนเร้นและปัญหาสถานีที่มองเห็น

### 2.3.3 การแก้ไขปัญหาสถานีซ่อนเร้นและปัญหาสถานีที่รับสัญญาณได้

การตรวจสอบการชนกันของข้อมูลสามารถทำได้โดยการใช้โพรโทคอล CSMA/CD ซึ่งเป็นโพรโทคอลที่มีประสิทธิภาพในการตรวจสอบข้อผิดพลาดอย่างมาก แต่เนื่องจากเทคนิค CSMA/CD ไม่สามารถนำมาใช้กับ WLAN ซึ่งใช้การสื่อสารแบบไร้สายได้ สาเหตุหลักๆ ก็คือการตรวจสอบการชนกันของสัญญาณในระหว่างที่ทำการส่งสัญญาณจะต้องใช้อุปกรณ์รับส่งคลื่นวิทยุที่เป็น Full Duplex (สามารถรับและส่งสัญญาณในเวลาเดียวกันได้) ซึ่งจะมีราคาแพงกว่าอุปกรณ์รับส่งคลื่นวิทยุที่ไม่สามารถรับและส่งสัญญาณในเวลาเดียวกัน นอกจากนี้แต่ละสถานีใน BSS หรือ IBSS อาจไม่ได้ยินสัญญาณจากสถานีอื่นทุกสถานีได้

การหลีกเลี่ยงไม่ให้เกิดการชนกันของสัญญาณนั้น [19] ตามมาตรฐาน IEEE 802.11 ได้ใช้กลไกที่เรียกว่า Virtual Carrier Sense เพื่อแก้ไขปัญหาที่แต่ละโหนดใน BSS หรือ IBSS อาจไม่ได้ยินสัญญาณจากโหนดอื่นบางโหนด กลไกดังกล่าวมีการทำงานแสดงดังรูปที่ 2.6 เมื่อโหนดที่ต้องการจะส่งข้อมูลได้รับสิทธิในการเข้าถึงตัวกลางแล้วจะส่งแพ็กเก็ตสั้นๆ ที่เรียกว่า RTS (Request To Send) เพื่อเป็นการจองช่องสัญญาณ ก่อนที่จะส่งแพ็กเก็ตข้อมูลจริง ซึ่งแพ็กเก็ต RTS ประกอบไปด้วยระยะเวลาที่คาดว่าจะใช้ช่องสัญญาณจนแล้วเสร็จ (Duration ID) รวมถึงที่อยู่ของโหนดต้นทางและโหนดปลายทาง เมื่อโหนดปลายทางได้รับแพ็กเก็ต RTS ก็จะตอบรับกลับมาด้วยการส่งแพ็กเก็ต CTS (Clear To Send) ซึ่งจะบ่งบอกข้อมูลระยะเวลาที่คาดว่าโหนดต้นทางจะส่งข้อมูลนั้นจะใช้ช่องสัญญาณจนแล้วเสร็จ หลักการก็คือทุกๆ โหนดใน BSS หรือ IBSS ควรจะได้รับแพ็กเก็ต RTS หรือไม่ก็ CTS อย่างใดอย่างหนึ่ง

หรือทั้งสองอย่าง เมื่อได้รับ RTS หรือ CTS โหนดทุก ๆ โหนดจะทราบถึงว่าช่วงเวลาที่จะระบุไว้ใน Duration ID ซึ่งเป็นช่วงเวลาที่ยังคงจะถูกรักษาไว้และทุกโหนดที่ยังไม่ได้รับสิทธิในการเข้าถึงตัวกลางจะตั้งค่า NAV (Network Allocation Vector) ให้เท่ากับ Duration ID ซึ่งแสดงถึงช่วงเวลาที่ยังไม่สามารถเข้าใช้ช่องสัญญาณได้ หรือเพื่อเป็นการเตือนให้ทราบว่าช่องสื่อสารไม่ว่าง ซึ่งสัญญาณ NAV เป็นเพียงสัญญาณภายในแต่ละโหนดที่สมมติขึ้นมาเพื่อบอกให้โหนดนั้น ๆ หยุดการส่งสัญญาณในช่วงเวลานั้น ๆ ซึ่งไม่มีการส่งสัญญาณนั้นจริงในโครงข่าย โดยโหนดทุก ๆ โหนดจะใช้กลไก Virtual Carrier Sense ดังกล่าวผนวกกับการฟังสัญญาณในช่องสัญญาณจริง ๆ ในการตรวจสอบว่าช่องสัญญาณว่างอยู่หรือไม่ โหนดที่ส่งข้อมูลจะต้องรอรับ ACK (Acknowledgement) จากโหนดที่ส่งข้อมูลไปให้ หากไม่ได้รับ ACK กลับมาภายในเวลาที่กำหนดจะถือว่าเกิดการชนของแพ็กเก็ตขึ้นและต้องทำการส่งข้อมูลเดิมซ้ำต่อไป



รูปที่ 2.6 กลไกของ IEEE 802.11DCF

### 2.3.4 Inter-Frame Spacing (IFS)

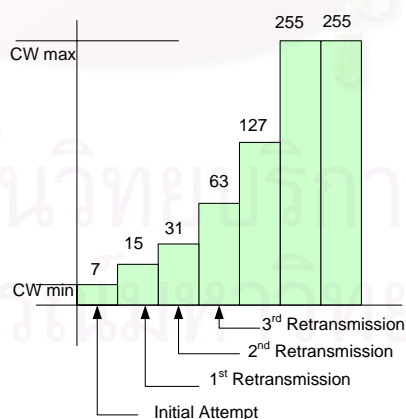
Inter-Frame Spacing คือ ช่วงเวลาระหว่างการส่งข้อมูลสองเฟรมใด ๆ โดยมีอยู่ด้วยกัน 4 แบบ คือ SIFS, PIFS, DIFS และ EIFS ซึ่งช่วงเวลาเหล่านี้ยังเป็นตัวระบุถึงระดับความสำคัญของการเข้าใช้ตัวกลาง โดยค่า IFS ที่น้อยกว่าจะมีระดับความสำคัญของการเข้าใช้ตัวกลางที่สูงกว่าเนื่องจากระยะเวลาที่รอคอยเพื่อที่จะเข้าใช้ตัวกลางมีค่าน้อยกว่านั่นเอง

- Short inter-frame spacing (SIFS) เป็นช่วงเวลาที่ยาวที่สุดใน IFS และมีระดับความสำคัญของการเข้าใช้ส่วนกลางสูงสุด ซึ่งถูกใช้กับข่าวสารควบคุมที่สั้น ๆ เช่น การตอบรับสำหรับข้อมูล และการตอบสนองการสอบถามข้อมูล

- PCF Inter-Frame Spacing (PIFS) เป็นเวลาการคอยที่มีค่าอยู่ระหว่าง SIFS และ DIFS ซึ่งใช้กับบริการที่เป็นเวลาจริง ดังนั้นจึงเหมาะกับโพรโตคอลแบบ PCF
- DCF Inter-Frame Spacing (DIFS) ใช้กับสถานีซึ่งทำงานภายใต้โหมด DCF สำหรับการส่งแพ็กเก็ต
- Extended Inter-Frame Spacing (EIFS) เป็นช่วงเวลาที่ยาวที่สุดของ IFS และเป็น การเข้าใช้ส่วนกลางที่มีระดับความสำคัญต่ำสุด EIFS ใช้สำหรับการเข้าจังหวะใหม่ ในกรณีที่ชั้นสื่อสารกายภาพตรวจเจอการรับเฟรมของชั้น MAC เกิดความผิดพลาด

### 2.3.5 การกำหนดขนาดความกว้างของหน้าต่างการชนงชิง (Contention Window Size, CW)

ในการพยายามส่งข้อมูลครั้งแรกของแต่ละโหนดค่า CW จะมีค่าเท่ากับขนาดความกว้างของ หน้าต่างการชนงชิงเริ่มต้น (Initial contention window size,  $CW_{min}$ ) ถ้าการส่งข้อมูลล้มเหลวไม่ว่า จะเกิดจากการชนกันของข้อมูลหรือเกิดจากการสูญหายของข้อมูล ค่า CW จะมีค่าเพิ่มขึ้นเป็น 2 เท่า ของค่าเดิมจนกระทั่งค่า CW มีค่าเท่ากับขนาดความกว้างของหน้าต่างการชนงชิงสูงสุด (Maximum contention window size,  $CW_{max}$ ) หลังจากนั้นเมื่อโหนดปลายทางได้รับข้อมูลแล้วจะส่งเฟรม ACK ในช่วงเวลา SIFS ในขณะที่โหนดต้นทางจะคอยรับเฟรม ACK จากโหนดปลายทาง ถ้าโหนดปลายทาง ไม่ได้รับเฟรม ACK ภายในช่วงเวลา ACK timeout หรือตรวจพบว่ามีเฟรมข้อมูลอื่นส่งข้อมูลอยู่ด้วยก็ จะกลับไปยังขั้นตอนการกำหนดค่า backoff time ใหม่ ซึ่งการกำหนดค่า CW แสดงดังรูปที่ 2.7



รูปที่ 2.7 กลไกการกำหนดค่า backoff time

ค่า CW เป็นพารามิเตอร์ที่มีความสำคัญ เนื่องจากถ้า CW มีค่าน้อย จะทำให้ค่าที่ได้จากการสุ่มนั้นมีค่าใกล้เคียงกันทำให้ความน่าจะเป็นของการชนกันของแพ็กเก็ตมีค่าสูง แต่ถ้า CW มีค่ามากก็จะทำให้การประวิงเวลานั้นนานเกินความจำเป็นซึ่งจะส่งผลให้ค่าวิสัยสามารถลดน้อยลงด้วย เพื่อแก้ไขปัญหานี้ทำได้โดยการนำกลไกการปรับค่า CW ตามปริมาณทราฟฟิกขณะนั้นดังที่กล่าวข้างต้นมาใช้ ซึ่งการปรับค่า CW ดังที่กล่าวแล้วเรียกว่า binary exponential back-off โดยตามมาตรฐาน IEEE 802.11 ค่า CW ที่ใช้จะอยู่ในช่วง 31-1023 โดยพารามิเตอร์ต่างๆ ที่ใช้ในมาตรฐาน IEEE 802.11 แสดงในตารางที่ 2.1

ตารางที่ 2.1 พารามิเตอร์ต่าง ๆ ใน IEEE 802.11

Parameter	802.11 (FHSS)	802.11 (DSSS)	802.11 (IR)	802.11b	802.11a
$t_{slot}$	50 $\mu$ sec	20 $\mu$ sec	8 $\mu$ sec	20 $\mu$ sec	9 $\mu$ sec
SIFS	28 $\mu$ sec	10 $\mu$ sec	10 $\mu$ sec	10 $\mu$ sec	16 $\mu$ sec
PIFS	SIFS + $t_{slot}$				
DIFS	SIFS + (2 * $t_{slot}$ )				
Operating Frequency	2.4 GHz	2.4 GHz	850–950 nm	2.4 GHz	5 GHz
Maximum Data Rate	2 Mbps	2 Mbps	2 Mbps	11 Mbps	54 Mbps
CW <sub>min</sub>	15	31	63	31	15
CW <sub>max</sub>	1023	1023	1023	1023	1023

#### 2.4 ความจุของช่องสัญญาณในโครงข่ายแอดฮอค (Capacity in Ad Hoc Network) [20]

การสื่อสารในโครงข่ายแบบไร้สายจะมีการใช้ประโยชน์รวมของการใช้แบนด์วิดท์ที่ต่ำกว่าการสื่อสารในโครงข่ายแบบมีสาย เนื่องจากผลกระทบของการเข้าถึงแบบหลายทาง (Multiple access) เฟดดิ้ง (Fading) สัญญาณรบกวน (Noise) ปัญหาของสถานีที่ซ่อนเร้นและปัญหาสถานีที่รับฟังได้ เป็นต้น อีกทั้งโดยธรรมชาติของการสื่อสารในโครงข่ายแอดฮอคเป็นแบบการสื่อสารแบบหลายช่วง

เชื่อมต่อ (Multi-hop communication) ซึ่งผลกระทบจากปัญหาเหล่านี้ส่งผลให้การช่วงชิงการเข้าใช้ช่องสัญญาณข้ายเชื่อมโยงสูงขึ้นอีกด้วย

#### 2.4.1 ค่าวิสัยความสามารถของการส่งข้อมูลช่วงเชื่อมต่อเดียว (Throughput of one hop transmission)

เนื่องจากผลกระทบจากปัญหาต่าง ๆ ข้างต้นในการส่งแพ็กเก็ตในโครงข่ายแอ็ดฮอก เพื่อลดปัญหาเหล่านี้โครงข่ายแอ็ดฮอกจะต้องส่งแพ็กเก็ตที่ทำหน้าที่ในการจองช่องสัญญาณ (แพ็กเก็ต RTS) แพ็กเก็ตตอบรับการจองช่องสัญญาณ (แพ็กเก็ต CTS) และแพ็กเก็ตตอบรับข้อมูล (แพ็กเก็ต ACK) การส่งแพ็กเก็ตเหล่านี้ส่งผลให้ค่าวิสัยสามารถลดลง ซึ่งในส่วนนี้ได้ทดสอบการส่งข้อมูลช่วงเชื่อมต่อเดียวแล้วดูค่าวิสัยสามารถของโครงข่าย ในการทดสอบใช้โปรแกรม Network Simulator (NS2) ในการทดสอบ โดยพื้นที่ที่ใช้ในการทดสอบเท่ากับ 200×200 ตารางเมตร กำหนดให้โนดทุกโนดอยู่ในระยะการส่งข้อมูลเดียวกัน โดยการทดสอบจะปรับจำนวนการเชื่อมต่อ (Connection) ไปเรื่อย ๆ แล้วดูค่าวิสัยสามารถของโครงข่าย

ตารางที่ 2.2 พารามิเตอร์ต่าง ๆ ที่ใช้ในการทดสอบ

ขนาดแพ็กเก็ต RTS	ขนาดแพ็กเก็ต CTS	ขนาดแพ็กเก็ต ACK	ขนาด Data Header
44 Bytes	38 Bytes	38 Bytes	72 Bytes

โดยทดสอบกับแพ็กเก็ตข้อมูล 2 ขนาด คือ 512 และ 256 ไบต์ ซึ่งสามารถคำนวณค่าวิสัยสามารถสูงสุดในกรณีที่ไม่รวมค่าช่วงเวลาระหว่างเฟรมได้ดังนี้

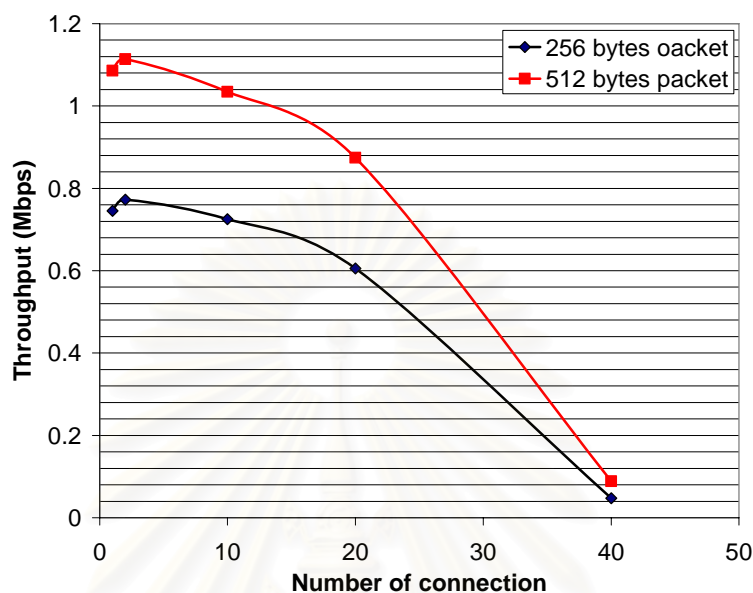
$$\text{Throughput}(512 \text{ bytes}) = \frac{512}{512 + 44 + 38 + 38 + 72} \times 2 \times 10^6 \approx 1.45 \text{ Mbps}$$

$$\text{Throughput}(256 \text{ bytes}) = \frac{256}{256 + 44 + 38 + 38 + 72} \times 2 \times 10^6 \approx 1.14 \text{ Mbps}$$

เมื่อพิจารณาช่วงเวลาของการส่งเฟรมข้อมูล 2 เฟรมใด ๆ (ช่วงเวลา DIFS, SIFS และช่วงเวลา backoff) และผลกระทบจากการชนกันของแพ็กเก็ตเนื่องจากการแย่งชิงกันส่งแพ็กเก็ต



ค่าวิสัยสามารถสูงสุดจะมีค่าลดลงจากค่าวิสัยสามารถที่คำนวณได้ข้างต้น ซึ่งผลที่ได้จากการทดสอบ แสดงดังรูปที่ 2.8



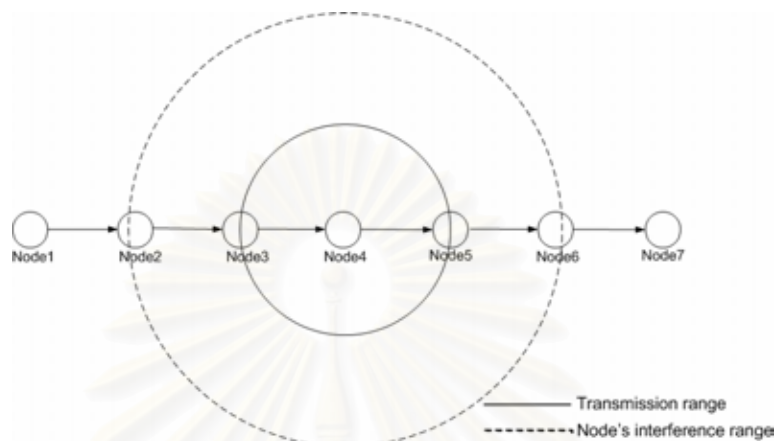
รูปที่ 2.8 ค่าวิสัยสามารถรวมของโครงข่ายกรณีส่งข้อมูลช่วงเชื่อมต่อเดียว

จากผลการทดสอบที่ได้ในรูปที่ 2.8 ค่าวิสัยสามารถรวมของโครงข่ายที่ได้จะมีค่าน้อยกว่าค่าที่คำนวณได้ โดยในกรณีที่กำหนดจำนวนการเชื่อมต่อสูงสุดเท่ากับหนึ่ง ค่าวิสัยสามารถรวมของแพ็กเก็ตข้อมูลขนาด 512 ไบต์ เท่ากับ 1.45 Mbps ขณะที่ค่าวิสัยสามารถที่ได้จากการทดสอบเท่ากับ 1.08 Mbps ซึ่งสาเหตุที่ค่าวิสัยสามารถรวมที่ได้จากการทดสอบลดลงจากค่าที่คำนวณได้เนื่องจากผลกระทบจากการรอคอยก่อนการส่งข้อมูล และเมื่อเพิ่มจำนวนการเชื่อมต่อสูงสุดในการส่งข้อมูลจะส่งผลให้ค่าวิสัยสามารถลดลงตามจำนวนการเชื่อมต่อที่มากขึ้น

#### 2.4.2 ความจุของการส่งข้อมูลหลายช่วงเชื่อมต่อ (Capacity of multi-hop transmission)

เนื่องจากการส่งข้อมูลในโครงข่ายแอดฮอกโดยปกติแล้วจะส่งข้อมูลผ่านโหนดมากกว่า 1 ช่วงเชื่อมต่อ (Multi-hop transmission) ดังนั้นการช่วงชิงการใช้ช่องสัญญาณนอกจากจะช่วงชิงช่องสัญญาณระหว่าง flow (Inter-flow contention) แล้วยังมีการช่วงชิงการใช้ช่องสัญญาณใน flow เดียวกัน (Intra-flow contention) อีกด้วย ซึ่งเมื่อดูเฉพาะผลกระทบเนื่องจากการช่วงชิง

ช่องสัญญาณใน flow เดียวกัน จะเห็นว่าค่าการใช้งานของช่องสัญญาณน่าจะเท่ากับ  $\frac{1}{3}$  ของค่าการใช้งานของช่องสัญญาณสูงสุด



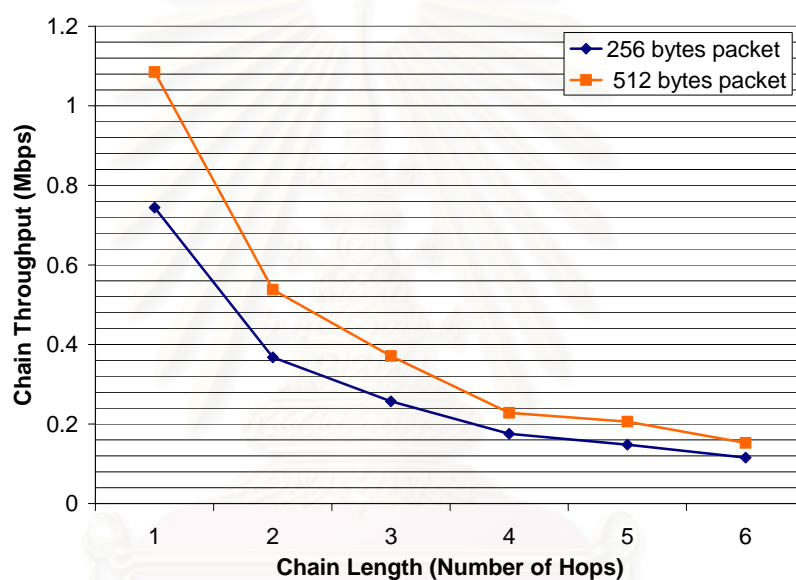
รูปที่ 2.9 ทอพอโลยีแบบลูกโซ่

จากรูปที่ 2.9 ให้โหนด 1 เป็นโหนดต้นทางและให้โหนด 7 เป็นโหนดปลายทาง เมื่อพิจารณารูปที่ 2.9 จะเห็นว่า โหนด 1 และ โหนด 2 ไม่สามารถส่งข้อมูลได้ในเวลาเดียวกัน เนื่องจาก โหนด 2 ไม่สามารถรับและส่งข้อมูลได้ในเวลาเดียวกัน และเมื่อพิจารณาโหนด 1 และโหนด 3 ก็ไม่สามารถส่งข้อมูลได้ในเวลาเดียวกันเช่นกัน เนื่องจากข้อมูลจะชนกันที่โหนด 2 แต่โหนด 1 และ โหนด 4 สามารถส่งข้อมูลได้ในเวลาเดียวกัน ซึ่งคุณสมบัตินี้เราจะเรียกว่า การใช้ซ้ำของสัญญาณเชิงปริภูมิ (Spatial channel reuse) ซึ่งก็คือถ้ามีการส่งข้อมูลมากกว่า 1 โหนด ณ เวลาเดียวกัน ซึ่งการส่งข้อมูลทั้งหมดเหล่านี้อยู่นอกระยะเวลาการส่งข้อมูลซึ่งกันและกัน โครงข่ายแอตฮอกนั้นจะมีความสามารถในการส่งข้อมูลทั้งหมดได้ในเวลาเดียวกันโดยที่ข้อมูลเหล่านี้จะต้องไม่รบกวนซึ่งกันและกัน โดยวิธีนี้จะเป็นการเพิ่มวิสัยความสามารถให้กับโครงข่ายได้ เมื่อโครงข่ายมีขนาดใหญ่ขึ้นจะมีโหนดที่สามารถส่งข้อมูลพร้อมกันโดยการใช้ซ้ำของสัญญาณเชิงปริภูมิได้มากขึ้น ในขณะที่เดียวกันก็จะส่งผลให้จำนวนช่วงเชื่อมต่อการส่งข้อมูลจากโหนดต้นทางไปยังโหนดปลายทางมากขึ้นด้วย ซึ่งจากจำนวนช่วงเชื่อมต่อการส่งข้อมูลจากโหนดต้นทางไปยังโหนดปลายทางที่มากขึ้นนี้ส่งผลให้โอกาสที่การชนช่วงซึ่งการใช้ของสัญญาณระหว่าง flow จะมากขึ้น

อย่างไรก็ตามการส่งข้อมูลในโครงข่ายไร้สายจะส่งโดยใช้คลื่นวิทยุ ซึ่งการส่งข้อมูลลักษณะนี้ยังสามารถรบกวนโหนดข้างเคียงได้แม้ว่าโหนดข้างเคียงจะอยู่นอกระยะเวลาการส่งข้อมูลก็ตาม ในวิทยานิพนธ์นี้กำหนดให้ระยะของการส่งข้อมูลเท่ากับ 240 เมตร ระยะของการรบกวนกับโหนดข้างเคียง

เท่ากับ 420 เมตร และระยะห่างระหว่างโนดเท่ากับ 210 เมตร โดยสาเหตุที่กำหนดค่าพารามิเตอร์ต่าง ๆ ด้วยค่าเท่านี้เพื่อดูผลกระทบเนื่องจากการรบกวนของสัญญาณในการส่งแพ็กเก็ตที่มีต่อโนดรอบข้าง จากรูปที่ 2.9 จะเห็นว่าเมื่อโนด 4 กำลังส่งข้อมูล แม้ว่าโนด 2 จะอยู่นอกระยะการส่งข้อมูลก็ตาม แต่การส่งข้อมูลของโนด 4 ยังสามารถรบกวนโนด 2 ได้ ดังนั้นส่งผลให้ค่าการใช้งานของช่องสัญญาณจะมีค่าลดลงเท่ากับ 1/4 ของค่าการใช้งานของช่องสัญญาณสูงสุด

การทดสอบในส่วนนี้จะทดสอบการส่งข้อมูลในทอพอโลยีแบบลูกโซ่ ดังรูปที่ 2.9 โดยการเพิ่มระยะห่างระหว่างโนดต้นทางและโนดปลายทาง แล้วดูค่าวิสัยสามารถรวมสูงสุด โดยผลของการทดสอบแสดงดังรูปที่ 2.10

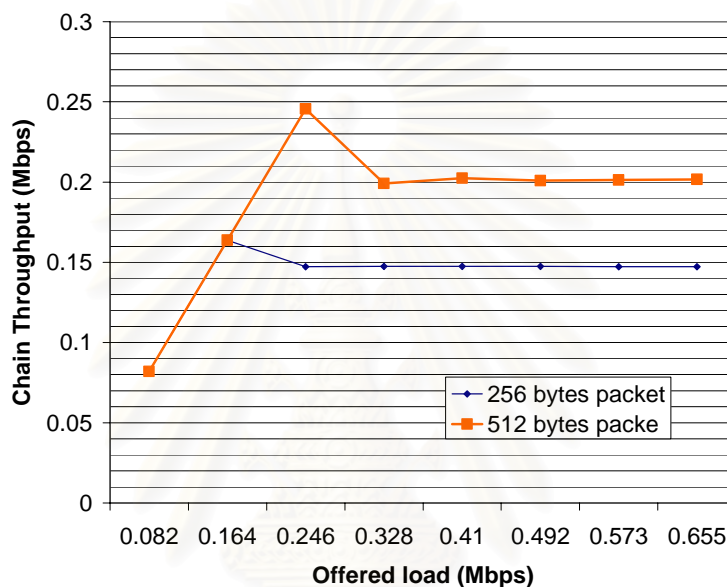


รูปที่ 2.10 ค่าวิสัยสามารถสูงสุดของโครงข่ายกรณีส่งข้อมูลหลายช่วงเชื่อมต่อ

จากรูปที่ 2.10 การส่งข้อมูลแบบหลายช่วงเชื่อมต่อจะได้ค่าวิสัยสามารถสูงสุดของแพ็กเก็ตข้อมูลขนาด 512 ไบต์ที่สามารถใช้งานได้เท่ากับ 1.08 Mbps ที่ระยะห่างระหว่างโนดต้นทางและโนดปลายทาง 1 ช่วงเชื่อมต่อ และเมื่อเพิ่มระยะห่างระหว่างโนดต้นทางและโนดปลายทางค่าวิสัยสามารถจะมีค่าลดลงตามระยะห่างระหว่างโนดต้นทางและโนดปลายทางที่มากขึ้น

การทดสอบในส่วนต่อไปจะทดสอบส่งข้อมูลในทอพอโลยีแบบลูกโซ่ โดยระยะห่างระหว่างโนดต้นทางและโนดปลายทางเท่ากับ 5 ช่วงเชื่อมต่อ ซึ่งเป็นทอพอโลยีในงานวิจัยส่วนใหญ่ [5-10] ใช้ในการทดสอบ แล้วปรับค่าโหลดขอบริการ (Offered load) ไปเรื่อย ๆ แล้ววัดค่าวิสัยสามารถสูงสุด จากผลการทดสอบเห็นว่าค่าวิสัยสามารถสูงสุดมีค่าประมาณ 0.24 Mbps และเมื่อเพิ่มค่าโหลด

ขอบริการไปเรื่อย ๆ ไม่ได้ทำให้ค่าวิสัยสามารถสูงสุดเพิ่มตามไปด้วย ซึ่งผลจากทดสอบในบทความอ้างอิง [20] คือ ค่าวิสัยสามารถสูงสุดกรณีส่งข้อมูลหลายช่วงเชื่อมต่อประมาณ 1/7 เท่าของค่าวิสัยสามารถของการส่งข้อมูลช่วงเชื่อมต่อเดียว ซึ่งสอดคล้องกับผลการทดสอบในงานวิทยานิพนธ์นี้ในรูปที่ 2.11 เมื่อเพิ่มค่าโหลดขอบริการไปเรื่อย ๆ ค่าวิสัยสามารถสูงสุดของแพ็กเก็ตข้อมูลขนาด 512 ไบต์มีค่าประมาณ 0.2 Mbps (1/7 เท่าของค่าที่คำนวณได้)



รูปที่ 2.11 ค่าวิสัยสามารถสูงสุดของโครงข่ายในทอพอโลยีแบบลูกโซ่ 5 ช่วงเชื่อมต่อ

## 2.5 ปัญหาเทคนิคการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11

จากที่กล่าวมาแล้วว่าความสามารถของ MAC protocol สามารถจัดการส่งแพ็กเก็ตได้ดีในค่าโหลดขอบริการน้อย ๆ แต่เมื่อค่าโหลดขอบริการเกินค่าหนึ่งแล้วสมรรถนะการเข้าถึงตัวกลางของ MAC จะลดต่ำลง เนื่องจากการทำงานของ MAC ในการส่งแพ็กเก็ตจะดูจากประสิทธิภาพในการส่งแพ็กเก็ตในอดีตเท่านั้น โดยไม่สนใจปริมาณกราฟฟิกของโหนดรอบข้างเลย โดยโครงข่ายแอดฮอกมีการช่วงชิงเข้าใช้ช่องสัญญาณเฉพาะบริเวณ (Location dependent contention) ที่แตกต่างกัน นั่นคือจากรูปที่ 2.9 โหนด 3 จะต้องช่วงชิงการใช้ช่องสัญญาณกับอีก 5 โหนด ในขณะที่ โหนด 1 จะช่วงชิงกับอีก 3 โหนด เท่านั้น ดังนั้นลักษณะเช่นนี้จะทำให้วิธีการของ MAC จะทำให้ โหนด 1 สามารถส่งแพ็กเก็ตได้มากกว่า โหนด 3 ดังนั้นส่งผลทำให้เกิดการครอบงำที่ โหนด 3 เป็นอย่างมาก หรืออาจกล่าวได้ว่า โหนด 3

จะเกิดคอขวด (Bottleneck) ซึ่งส่งผลให้ค่าวิสัยสามารถของโครงข่ายลดต่ำลง เมื่อค่าไหลดขอบริการเกินค่าหนึ่ง ๆ หรืออาจกล่าวได้ว่าโหนดคอขวดจะเป็นตัวกำหนดวิสัยสามารถของโครงข่าย

โดยทั่วไปแล้วใน flow หนึ่ง ๆ ในโครงข่ายแอดฮอก ข่ายเชื่อมโยงสู่เครื่องบริการ (Upstream link) จะสามารถส่งแพ็กเก็ตได้มากกว่าข่ายเชื่อมโยงสู่ผู้ใช้ (Downstream link) นั่นคือ  $s_j^1, s_j^2, \dots, s_j^{h_j} : s_j^i \geq s_j^{i+1}, 1 \leq i \leq h_j - 1$  โดยที่  $h_j$  คือ หมายเลขข่ายเชื่อมโยงของ flow j ถ้ากำหนดให้  $bn_j$  คือ ลำดับการเชื่อมต่อที่ติดขัดของ flow j ดังนั้นค่าวิสัยสามารถของ flow j จะขึ้นอยู่กับข่ายเชื่อมโยงที่ใช้ช่องสัญญาณต่ำสุด ( $s_j^*$ ) ของ flow j

$$s_j^* = s_j^{bn_j} \quad (2.2)$$

ดังนั้นการเกิดโหนดคอขวดที่โหนดใดโหนดหนึ่งส่งผลให้เกิดความสูญเสียแบนด์วิดท์และพลังงานที่ใช้ในการส่งแพ็กเก็ตในโหนดก่อนหน้าเนื่องจากจำนวนแพ็กเก็ตมีค่ามากกว่าที่โหนดคอขวด (Bottleneck node) จะสามารถรับได้ ซึ่งค่าประสิทธิภาพของการส่งแพ็กเก็ต (Transmission efficiency) ของ flow j สามารถหาได้จากสมการที่ (2.3)

$$Te_j = \frac{h_j s_j^*}{\sum_{i=1}^{i=h_j} s_j^i} \quad (2.3)$$

โดยในงานวิทยานิพนธ์ฉบับนี้จะพัฒนาการส่งแพ็กเก็ตให้ค่าวิสัยสามารถของโครงข่ายสูงขึ้น โดยอาศัยการสื่อสารกับโหนดข้างเคียงในการกำหนดหน้าต่างการส่ง และเสนอแบบแผนการนับเวลา backoff แบบใหม่เพื่อลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ต ซึ่งจะส่งผลให้ค่าวิสัยสามารถของโครงข่ายดีขึ้น

## 2.6 เทคนิคการจัดลำดับการส่งแพ็กเก็ตในอดีต

การจัดลำดับการส่งแพ็กเก็ตในอดีตจะคำนึงถึงความยุติธรรมในการจัดสรรทรัพยากรในโครงข่ายให้กับข่ายเชื่อมโยงแต่ละข่ายหรือโหนดที่ต้องการส่งข้อมูลแต่ละโหนดเป็นสิ่งสำคัญ เนื่องจากถ้าการจัดสรรทรัพยากรไม่ดีจะส่งผลให้โหนดบางโหนดหรือข่ายเชื่อมโยงบางข่ายไม่สามารถส่งข้อมูลได้เลย ซึ่งจะส่งผลให้เกิดการประวิงเวลา (Delay) ของข้อมูลจนถึงกับต้องยกเลิกการส่งข้อมูลนั้นไปเนื่องจาก



หมดเวลารอ (Timeout) ดังนั้นในโครงข่ายทุกชนิดจะมีการออกแบบการจัดสรรทรัพยากรให้กับโครงข่ายเป็นอย่างดีโดยจะรับประกันแบนด์วิดท์ต่ำที่สุดที่ข่ายเชื่อมโยงแต่ละข่ายควรจะได้รับ

การจัดสรรทรัพยากรอย่างยุติธรรมในระบบของโครงข่ายแอ็ดฮอกสามารถคำนวณได้ 2 แบบ คือ แบบยุติธรรมในวงกว้าง (Global fairness) และแบบยุติธรรมเฉพาะแห่ง (Local fairness) โดยในแบบยุติธรรมในวงกว้างการจัดสรรทรัพยากรให้ข่ายเชื่อมโยงแต่ละข่าย จะคำนวณจาก flow ทุก ๆ flow ที่อยู่ในโครงข่าย เช่น สมมติว่าค่าถ่วงน้ำหนัก (Weight) ของ flow ที่  $f$  เท่ากับ  $\gamma_f$  ในช่วงระยะเวลาหนึ่ง  $[t, t + \Delta t]$

$$\text{ค่าการจัดสรรทรัพยากรให้กับ flow ที่ } f = C\Delta t \left( \frac{\gamma_f}{\sum_{i \in B(i)} \gamma_i} \right) \quad (2.4)$$

โดยที่  $C$  คือ ความจุหรือแบนด์วิดท์รวมของช่องสัญญาณ  
 $\gamma_f$  คือ ค่าถ่วงน้ำหนักของ flow ที่  $f$   
 $B(i)$  คือ เซตของ flow ทั้งหมดในโครงข่าย

ส่วนการคำนวณค่าการจัดสรรทรัพยากรในข่ายเชื่อมโยงแต่ละข่ายแบบยุติธรรมเฉพาะแห่งก็มีลักษณะคล้าย ๆ กัน โดยแทนที่จะนำเอา flow ทุก ๆ flow ในโครงข่ายมาพิจารณาในการจัดสรรทรัพยากรจะพิจารณาเพียง flow ที่อยู่ในบริเวณที่ช่วงชิงกันเข้าใช้ตัวกลางกับ flow ที่พิจารณาในการจัดสรรทรัพยากรเท่านั้น

ในการจัดสรรทรัพยากรในโครงข่ายอย่างยุติธรรมอาจใช้สมการที่ใช้ในการประเมินความยุติธรรมที่ใช้ในโครงข่ายแบบมีสายมาพิจารณาก็ได้ดังสมการที่ (2.5) หรือการประเมินความยุติธรรมของการจัดสรรทรัพยากรอาจพิจารณาในรูปของดัชนีความยุติธรรม (Fairness Index, FI) ก็ได้ดังสมการที่ (2.6)

$$\left| \frac{W_f(t_1, t_2)}{\gamma_f} - \frac{W_m(t_1, t_2)}{\gamma_m} \right| \leq \varepsilon \quad (2.5)$$

$$FI = \frac{\left( \sum_{i=1}^n x_i \right)^2}{n \times \sum_{i=1}^n x_i^2} \quad (2.6)$$

โดยที่  $W_f(t_1, t_2)$  คือ ค่าแบนด์วิดท์ที่ได้รับการจัดสรรของ flow ที่  $f$  ในช่วงเวลา  $t_1$  ถึง  $t_2$   
 $W_m(t_1, t_2)$  คือ ค่าแบนด์วิดท์ที่ได้รับการจัดสรรของ flow ที่  $m$  ในช่วงเวลา  $t_1$  ถึง  $t_2$   
 $\gamma_f$  คือ ค่าถ่วงน้ำหนักของ flow ที่  $f$   
 $\gamma_m$  คือ ค่าถ่วงน้ำหนักของ flow ที่  $m$   
 $\varepsilon$  คือ ค่าคงที่  
 $x_i$  คือ จำนวนแพ็กเก็ตที่ส่งสำเร็จของ flow ที่  $i$   
 $n$  คือ จำนวน flow ทั้งหมดในโครงข่าย

### 2.6.1 กลไกที่ตั้งอยู่บนพื้นฐานของการประทับตราเวลา (Timestamp-based mechanism)

การจัดลำดับการส่งแพ็กเก็ตในโครงข่ายโดยใช้กลไกที่ตั้งอยู่บนพื้นฐานของการประทับตราเวลา [5-10] จะใช้วิธีการจัดลำดับการส่งแพ็กเก็ตแบบมีสายที่เรียกว่า Start-time fair queueing (SFQ) [21] ในการคำนวณหาจุดเริ่มต้นของการส่งข้อมูล (Start tag) และจุดสิ้นสุดของการส่งข้อมูล (Finish tag) โดยในบทความอ้างอิง [5-10] แพ็กเก็ตทุกแพ็กเก็ตที่เข้ามาถึงโนดใด ๆ จะให้ค่าจุดเริ่มต้นและจุดสิ้นสุดของการส่งข้อมูลตามสมการที่ (2.7) ถึง (2.9) โดยหลังจากนั้นระบบจะเลือกแพ็กเก็ตที่มีค่าจุดเริ่มต้นของการส่งข้อมูลต่ำสุดได้ส่งก่อน

กรณีแพ็กเก็ตอยู่ใน flow ที่เคยส่งแล้ว

$$S_f^k = \max_{g \in En} \left\{ v_g \left[ A(p_f^k) \right] \right\}, \quad k \geq 1 \quad (2.7)$$

กรณีแพ็กเก็ตอยู่ใน flow ที่ไม่เคยส่งมาก่อน

$$S_f^k = \max_{g \in En} \left\{ v_g \left[ A(p_f^k) \right], F_f^{k-1} \right\}, \quad k \geq 2 \quad (2.8)$$

$$F_f^k = S_f^k + \frac{l_f^k}{\gamma_f}, \quad k \geq 1 \quad (2.9)$$

โดยที่  $S_f^k$  คือ จุดเริ่มต้นของการส่งข้อมูลของแพ็กเก็ตที่ k ของ flow ที่ f  
 $F_f^k$  คือ จุดสิ้นสุดของการส่งข้อมูลของแพ็กเก็ตที่ k ของ flow ที่ f  
 $l_f^k$  คือ ขนาดของแพ็กเก็ตที่ k ของ flow ที่ f  
 $\gamma_f$  คือ ค่าถ่วงน้ำหนักของ flow ที่ f  
 $v_g [A(p_f^k)]$  คือ ค่าเวลาเสมือนการมาถึงของแพ็กเก็ตที่ k ของ flow ที่ f  
 $En$  คือ เซตของ flow ที่อยู่ในช่วง 2 ช่วงเชื่อมต่อของ flow ที่พิจารณา

## 2.6.2 กลไกที่ตั้งอยู่บนพื้นฐานของเครดิต (Credit based mechanism)

หลักการการทำงานของกลไกที่ตั้งอยู่บนพื้นฐานของเครดิต [11-15] จะเริ่มจากการแบ่งโครงข่ายออกเป็นกลุ่ม (Cluster) โดยแต่ละกลุ่มจะมีตัวจัดการ (Scheduler) ซึ่งเป็นโนดหนึ่งในกลุ่ม โดยโนดทุกโนดในกลุ่มจะต้องลงทะเบียนกับตัวจัดการเพื่อเป็นข้อมูลในการจัดลำดับการส่งแพ็กเก็ต โดยในตัวจัดการจะมีตารางการจัดสรรระดับโนด (Node Allocation Table, NAT) ซึ่งจะเป็นตารางในการจัดลำดับว่าจะให้โนดใดส่งแพ็กเก็ต โดยเลือกจากพารามิเตอร์หนึ่งๆ ที่เรียกว่า Excess โดยโนดที่มีค่า Excess น้อยที่สุดจะได้รับโอกาสในการส่งแพ็กเก็ตก่อน จากนั้นโนดที่ได้รับโอกาสในการส่งแพ็กเก็ตจะไปเลือก flow ที่ผ่านโนดนั้นจากตารางการจัดสรรระดับ flow (Flow Allocation Table, FAT) ว่าจะให้ flow ใดส่งแพ็กเก็ต โดยพิจารณาให้ flow ที่มีค่า Excess ต่ำสุดในโนดนั้นและชนิดของการบริการ (Service type) จะต้องเป็นชนิดเดียวกับที่ได้รับอนุญาตในการส่งจากตัวจัดการของโนดนั้น ๆ

## 2.7 สรุป

เนื่องจากความสามารถของการให้บริการของโครงข่ายมีค่าจำกัดเมื่อปริมาณโหลดขอบริการมีมากขึ้น ส่งผลให้ค่าวิสัยความสามารถของโครงข่ายมีค่าลดลงอย่างมากเมื่อค่าโหลดขอบริการสูง ๆ ซึ่งผลจากค่าวิสัยความสามารถที่ลดลงของแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 นี้ ทำให้มีงานวิจัยที่พัฒนาการเข้าถึงตัวกลาง ซึ่งงานวิจัยส่วนใหญ่จะเน้นไปที่ความยุติธรรมของการส่งแพ็กเก็ต ข้อมูลเป็นหลัก ซึ่งค่าความยุติธรรมนี้จะถ่วงดุล (Tradeoff) กับค่าวิสัยความสามารถ จึงส่งผลให้งานวิจัยที่พิจารณาความยุติธรรมเป็นประการแรกมีค่าวิสัยความสามารถต่ำ ซึ่งแตกต่างจากงานวิจัยนี้ที่จะให้ความสำคัญกับค่าวิสัยความสามารถเป็นหลัก โดยการเพิ่มสมรรถนะของการเข้าถึงตัวกลางในโครงข่าย แอดฮอก และเปรียบเทียบค่าความยุติธรรมของการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลเมื่อพัฒนาแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางให้มีค่าวิสัยความสามารถสูงขึ้น โดยแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางที่จะเสนอจะได้อกล่าวในบทถัดไป

## บทที่ 3

### โพรโทคอลที่นำเสนอ

ในบทที่ผ่านมาได้กล่าวถึงทฤษฎีในการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 ที่ใช้ในโครงข่ายแอดฮอกไปแล้ว ซึ่งสมรรถนะของการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 จะค่อนข้างสูงภายใต้สภาวะที่ค่าโหลดขอบริการต่ำ แต่ภายใต้สภาวะที่ค่าโหลดขอบริการมีค่าสูง ๆ ค่าสมรรถนะของการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 จะลดต่ำลงอย่างมาก ซึ่งปัญหานี้นำมาสู่แนวทางการแก้ปัญหาและโพรโทคอลเพื่อเพิ่มการควบคุมเข้าถึงตัวกลางในโครงข่ายแอดฮอกในงานวิทยานิพนธ์ฉบับนี้ โดยในบทนี้จะนำเสนอโพรโทคอลที่จะทำให้สมรรถนะของการเข้าถึงตัวกลางในโครงข่ายดีขึ้น ซึ่งโพรโทคอลที่นำเสนอประกอบด้วยองค์ประกอบ 3 ประการ ได้แก่

1. การจัดแถวคอย (Queueing)
2. การกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิง (Contention window assigning)
3. แบบแผนการลดเวลาการรอคอยในการส่งแพ็กเก็ต

#### 3.1 การจัดแถวคอย (Queueing)

โดยพื้นฐานการจัดแถวคอยจะมีลักษณะเข้าก่อนออกก่อน (First In First Out, FIFO) นั่นคือแพ็กเก็ตที่มาถึงโหนดก่อนจะได้รับบริการและส่งออกก่อนเพราะฉะนั้นแพ็กเก็ตทุกแพ็กเก็ตจะเรียงลำดับการให้บริการต่อ ๆ กันไป โดยแพ็กเก็ตไม่มีโอกาสแซงคิวในการส่งกันเลย ซึ่งแตกต่างจากวิทยานิพนธ์ฉบับนี้ซึ่งได้ปรับปรุงการจัดแถวคอยโดยใช้กลไกที่ตั้งอยู่บนพื้นฐานของการประทับตราเวลา [21] ที่ได้กล่าวไว้แล้วในบทที่ 2

##### 3.1.1 หลักการจัดแถวคอยของเทคนิคที่นำเสนอ

เมื่อแพ็กเก็ตมาถึงโหนดใด ๆ ในโครงข่าย แพ็กเก็ตนั้นจะถูกตรวจสอบว่าแพ็กเก็ตนั้นอยู่ใน flow ที่เคยส่งผ่านโหนดนี้หรือไม่ โดยโหนดแต่ละโหนดจะบันทึกหมายเลข flow ที่ผ่านมายังโหนดเพื่อใช้เป็นข้อมูลในการคำนวณค่าจุดเริ่มต้นของการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลและจุดสิ้นสุดของการส่งแพ็กเก็ตข้อมูล โดยค่าจุดเริ่มต้นของการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลหรือจุดสิ้นสุดของการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลนี้จะใช้สำหรับอ้างอิงในการเรียงลำดับแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ของโหนดนั้น ๆ โดยค่าจุดเริ่มต้นและจุดสิ้นสุดของการส่งข้อมูล คำนวณได้จากสมการที่ (3.1) ถึง (3.3)

กรณีแพ็กเก็ตอยู่ใน flow ที่ไม่เคยส่งมาก่อน

$$S_f^k = v[A(p_f^k)], k = 1 \quad (3.1)$$

กรณีแพ็กเก็ตอยู่ใน flow ที่เคยส่งแล้ว

$$S_f^k = \max\{v[A(p_f^k)], F_f^{k-1}\}, k \geq 2 \quad (3.2)$$

$$F_f^k = S_f^k + \frac{t_f^k}{\gamma_f}, k \geq 1 \quad (3.3)$$

$$t_f^k = \frac{l_f^k}{BW} \quad (3.4)$$

$$\gamma_f = \frac{\text{Offered load of flow } f}{\text{Total offered load}} \quad (3.5)$$

โดยที่  $S_f^k$  คือ จุดเริ่มต้นของการส่งข้อมูลของแพ็กเก็ตที่ k ของ flow ที่ f

$F_f^k$  คือ จุดสิ้นสุดของการส่งข้อมูลของแพ็กเก็ตที่ k ของ flow ที่ f

$v[A(p_f^k)]$  คือ ค่าเวลาเสมือนการมาถึงของแพ็กเก็ตที่ k ของ flow ที่ f

$l_f^k$  คือ ขนาดของแพ็กเก็ตที่ k ของ flow ที่ f

$\gamma_f$  คือ ค่าถ่วงน้ำหนักของ flow ที่ f

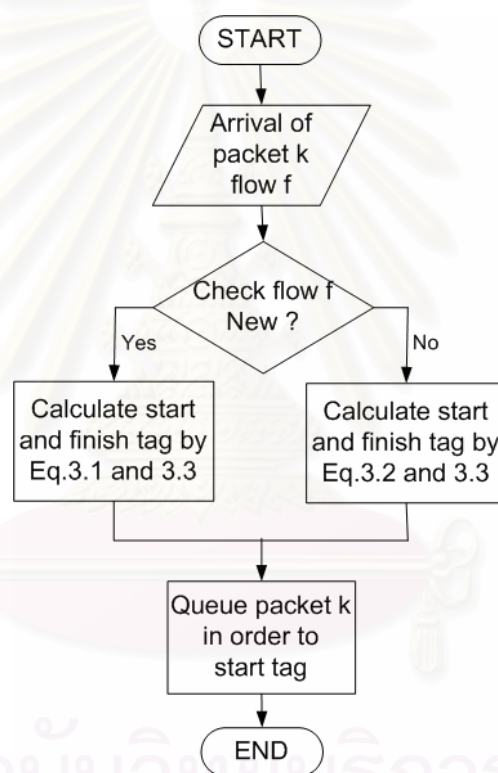
$BW$  คือ แบนด์วิดท์

ความแตกต่างของกลไกที่ตั้งอยู่บนพื้นฐานของการประทับตราเวลาที่นำเสนอกับกลไกที่ตั้งอยู่บนพื้นฐานของการประทับตราเวลาแบบเดิม คือ ค่าถ่วงน้ำหนักของกลไกที่ตั้งอยู่บนพื้นฐานของการประทับตราเวลาแบบเดิม [5-10] ไม่ได้บอกที่มาจากกำหนดมาจากอะไร แต่ในวิทยานิพนธ์ฉบับนี้ค่าถ่วงน้ำหนักกำหนดจากอัตราส่วนระหว่างค่าโหลดขอบริการของ flow นั้นกับค่าโหลดขอบริการทั้งหมดที่ผ่านโหนดนั้น สาเหตุที่กำหนดแบบนี้เพื่อให้มีความสำคัญกับ flow ที่มีความต้องการในการส่งแพ็กเก็ตมากหรือมีค่าโหลดขอบริการสูงมีโอกาสได้ส่งก่อนเพื่อให้ค่าวิสัยสามารถของโครงข่ายมีค่าสูงหรืออย่างน้อยที่สุดน่าจะลดค่าประวิงเวลาเฉลี่ยจากปลายถึงปลายของการส่งแพ็กเก็ตได้ ซึ่งกระบวนการทำงานของการจัดแถวคอยเป็นดังรูปที่ 3.1



### 3.2 การกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิง (Contention window assigning)

ความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงเป็นค่าที่สำคัญในการที่จะเป็นตัวกำหนดโอกาสของการเข้าถึงตัวกลางของโนดนั้น ๆ เนื่องจากความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงนี้จะถูกนำไปใช้ในการสุ่มในทุกครั้งเพื่อหาค่าเวลา backoff ในการส่งแพ็กเก็ต ดังนั้นถ้าความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงมีค่ามากจะส่งผลให้โอกาสที่จะสุ่มได้ค่าเวลา backoff มีค่าสูง ซึ่งหมายความว่าโนดจะต้องรอคายนานก่อนที่จะส่งแพ็กเก็ตได้ ในทางกลับกันถ้าความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงมีค่าน้อยโอกาสที่โนดในโครงข่ายจะสุ่มได้ค่าเวลา backoff เดียวกันก็จะมีค่าสูงขึ้น ซึ่งหมายความว่าโอกาสที่แพ็กเก็ตจะชนกันสูงขึ้นตามไปด้วย

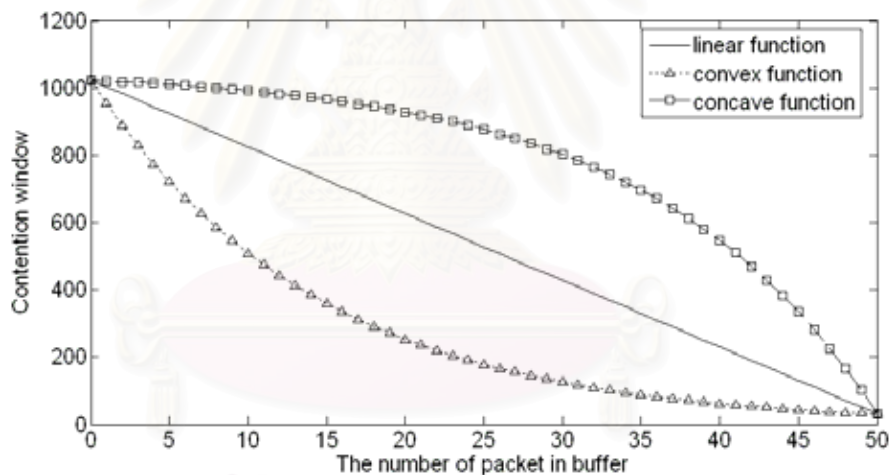


รูปที่ 3.1 กระบวนการจัดแถวคอยในแต่ละโนด

#### 3.2.1 การกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ ณ โนดนั้น

จำนวนแพ็กเก็ตที่อยู่ในบัฟเฟอร์มีผลต่อการส่งแพ็กเก็ตเนื่องจากปัจจัยหนึ่งที่เป็นส่วนสำคัญของการดรอป (Drop) แพ็กเก็ต คือ การล้นของบัฟเฟอร์ (Buffer overflow) ทำให้โนดต้นทางไม่สามารถส่งแพ็กเก็ตไปยังโนดระหว่างทางหรือโนดปลายทางได้ ซึ่งปัญหานี้ทำให้เกิดโนดคอคอดขึ้นในโครงข่าย การกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงในวิธีการนี้จะกำหนดจาก

จำนวนแพ็กเก็ตเกิดในบัฟเฟอร์ของโหนดต่าง ๆ เพื่อให้โอกาสกับโหนดที่มีแพ็กเก็ตเกิดในบัฟเฟอร์มากได้รับโอกาสในการส่งแพ็กเก็ตมากกว่าโหนดที่มีปริมาณแพ็กเก็ตเกิดในบัฟเฟอร์น้อยกว่า ซึ่งกระบวนการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งในวิธีการนี้จะไม่สนใจข้อมูลจากโหนดข้างเคียงแต่สนใจเฉพาะปริมาณแพ็กเก็ตเกิดของโหนดที่พิจารณาเท่านั้น จุดมุ่งหมายของวิธีการนี้เพื่อลดโอกาสการล้นของแพ็กเก็ตเกิดในบัฟเฟอร์ ดังนั้นการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งของวิธีนี้จะมีค่าน้อยเมื่อจำนวนแพ็กเก็ตที่อยู่ในบัฟเฟอร์มีค่ามากและจะมีค่ามากเมื่อจำนวนแพ็กเก็ตที่อยู่ในบัฟเฟอร์มีค่าน้อย โดยมีความคาดหวังว่าเมื่อลดโอกาสการล้นของแพ็กเก็ตเกิดในบัฟเฟอร์ได้แล้วน่าจะส่งผลให้ค่าวิสัยสามารถของโครงข่ายมีค่าสูงขึ้น การกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งในวิธีการนี้จะกำหนดจากฟังก์ชัน 3 ฟังก์ชัน คือ ฟังก์ชันเชิงเส้น ฟังก์ชันเว้า และฟังก์ชันนูน ดังสมการที่ (3.6) ถึง (3.8) โดยที่  $n$  คือ จำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ สาเหตุที่กำหนดลักษณะนี้เพื่อเปรียบเทียบประสิทธิภาพของการกำหนดค่าความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งว่าจะกำหนดโดยใช้ฟังก์ชันใดถึงจะมีประสิทธิภาพสูงสุด



รูปที่ 3.2 การกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งจากจำนวนแพ็กเก็ตเกิดในบัฟเฟอร์

3.2.1.1 การกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามฟังก์ชันเชิงเส้น (Linear function)

$$CW = 1023 - \frac{992}{50}n \tag{3.6}$$

3.2.1.2 การกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามฟังก์ชันนูน (Convex function)

$$CW = 1023 \times e^{-0.0699n} \tag{3.7}$$

3.2.1.2 การกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามฟังก์ชันเว้า (Concave function)

$$CW = 1054 - 31 \times e^{0.0699n} \quad (3.8)$$

### 3.2.2 การกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามอัตราส่วนของการส่งแพ็กเก็ตในโนดถัดไปกับโนดปัจจุบัน

ปัญหาอีกอย่างหนึ่งที่เกิดขึ้นในการใช้โพรโทคอล MAC ตามมาตรฐาน IEEE 802.11 ในการควบคุมการเข้าถึงตัวกลาง คือ เมื่อทราฟฟิกในโครงข่ายมีค่าสูง ๆ จะส่งผลให้เกิดขาคอขวด (Bottleneck link) เกิดขึ้น ซึ่งปัญหาของขาคอขวดส่งผลให้ค่าวิสัยสามารถของโครงข่ายลดลง หรือกล่าวอีกนัยหนึ่งว่าขาคอขวดจะเป็นตัวกำหนดค่าวิสัยสามารถของโครงข่ายนั่นเอง ดังนั้นในโพรโทคอลนี้จะลดโอกาสในการเกิดขาคอขวดในโครงข่ายโดยในโพรโทคอลนี้จะให้ความสำคัญกับโนดที่รับแพ็กเก็ตในการ forward แพ็กเก็ตมากกว่าโนดที่ส่งแพ็กเก็ตมา โดยกระบวนการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งในวิธีการนี้ประกอบด้วย

#### 3.2.2.1 การแลกเปลี่ยนข้อมูลระหว่างโนดข้างเคียง (Information Exchange)

การแลกเปลี่ยนข้อมูลระหว่างโนดข้างเคียงเพื่อเป็นการปรับในเรื่องของสถานะของโนด, จำนวนแพ็กเก็ตที่มีอยู่ ณ โหนดนั้น ๆ รวมถึงจำนวนแพ็กเก็ตที่ยังไม่ได้ถูกส่งอยู่ ณ โหนดข้างเคียงถัดไป ซึ่งจะทำให้โนดก่อนหน้าปรับอัตราการส่งแพ็กเก็ตไปยังโนดถัดไปได้ เพื่อเป็นการลดโอกาสการเกิดโนดคอขวดของโนดถัดไปได้เป็นอย่างดี อีกทั้งเป็นการลดความสูญเสียของพลังงานในการส่งแพ็กเก็ตโดยเปล่าประโยชน์ ซึ่งในโพรโทคอลนี้จะใช้ข้อมูลของจำนวนแพ็กเก็ตที่ยังไม่ได้ถูกส่งในโนดถัดไปใน flow เดียวกันกับโนดข้างเคียงในการแลกเปลี่ยนกัน โดยการแลกเปลี่ยนข้อมูลนี้จะอาศัยไปกับโอเวอร์เฮดของแพ็กเก็ตข้อมูล ในการแลกเปลี่ยนข้อมูล ซึ่งในโนดแต่ละโนดจะมีตารางในการเก็บข้อมูล เพื่อใช้ข้อมูลนี้ในการกำหนดค่าหน้าต่างการส่งซึ่งในการส่งแพ็กเก็ตถัดไป โดยตารางข้อมูลประกอบด้วย

- หมายเลขที่อยู่ต้นทาง (Source address) เป็นหมายเลขที่แสดงความเป็นเอกลักษณ์ของแต่ละโนด ซึ่งมีค่าแตกต่างกัน โดยส่วนใหญ่จะใช้หมายเลขที่อยู่ไอพี (IP address) เป็นตัวกำหนด ซึ่งหมายเลขที่อยู่ต้นทางจะเป็นตัวระบุว่าแพ็กเก็ตนี้ส่งมาจากโนดใด

- หมายเลขที่อยู่ปลายทาง (Destination address) เป็นหมายเลขที่อยู่ซึ่งจะระบุที่อยู่ปลายทางของแพ็กเก็ตนั้น ๆ
- หมายเลขที่อยู่โนดถัดไป (Next-hop address) เป็นหมายเลขที่อยู่ซึ่งจะระบุที่อยู่ของโนดถัดไปที่แพ็กเก็ตนั้น ๆ จะถูกส่งไป
- หมายเลขแพ็กเก็ตล่าสุดที่ส่ง (Last-sent sequence number) เป็นหมายเลขที่ระบุจำนวนแพ็กเก็ตที่ถูกส่งของโนดใด ๆ ในโครงข่าย
- หมายเลขแพ็กเก็ตล่าสุดที่ได้ยิน (Last-heard sequence number) เป็นหมายเลขที่ระบุจำนวนแพ็กเก็ตที่โนดถัดไปส่ง ซึ่งจะต้องเป็นแพ็กเก็ตที่โนดที่กำลังพิจารณาเคยส่งไปด้วย

Number of flow	Source address	Destination address	Next hop address	Last sent sequence number	Last heard sequence number
----------------	----------------	---------------------	------------------	---------------------------	----------------------------

รูปที่ 3.3 ข้อมูลในตารางของแต่ละโนดที่ใช้สำหรับกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิง

### 3.2.2.2 MAC layer modification

เมื่อมีโนดในโครงข่ายต้องการส่งแพ็กเก็ต โหนดที่ต้องการส่งแพ็กเก็ตจะ update ค่าหมายเลขแพ็กเก็ตล่าสุดที่ส่งในตาราง จากนั้นโนดที่ต้องการส่งแพ็กเก็ตจะนำค่าหมายเลขแพ็กเก็ตล่าสุดที่ส่งไปคำนวณหาอัตราการส่งแพ็กเก็ตของ flow นั้น ๆ แล้วนำค่าอัตราส่วนนี้ไปคำนวณความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิง ซึ่งการคำนวณความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงสามารถคำนวณได้ 2 แบบดังสมการที่ (3.11) และ (3.12)

$$b_i = ls_i - lh_i - 1 \quad (3.9)$$

$$r_i = \frac{ls_i}{lh_i} \quad (3.10)$$

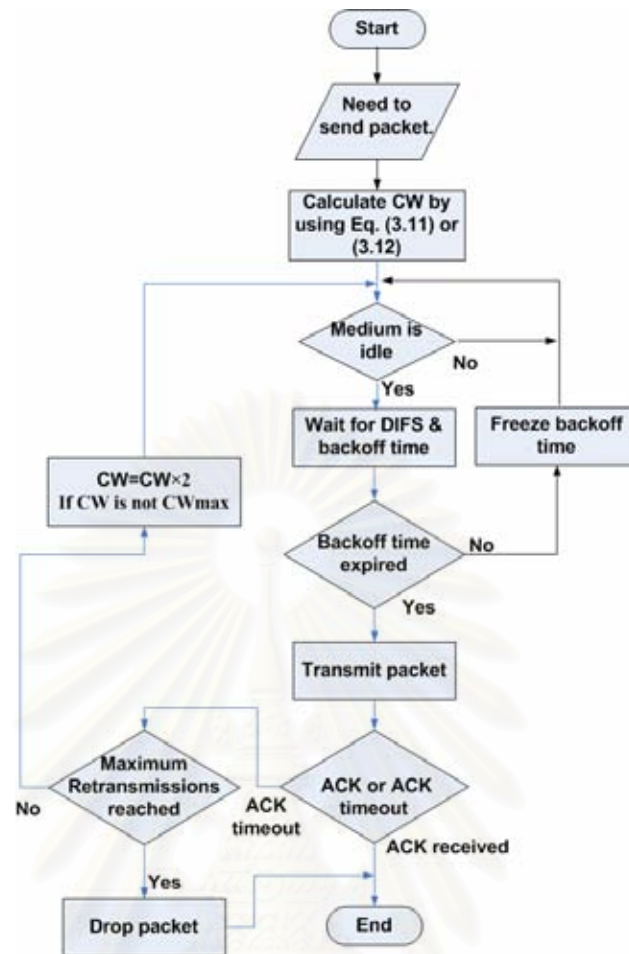
$$CW = \min\{CW_{\max}, (num^{b_i} \times CW_{\min})\} \quad (3.11)$$

$$CW = \min\{CW_{\max}, (r_i \times CW_{\min})\} \quad (3.12)$$

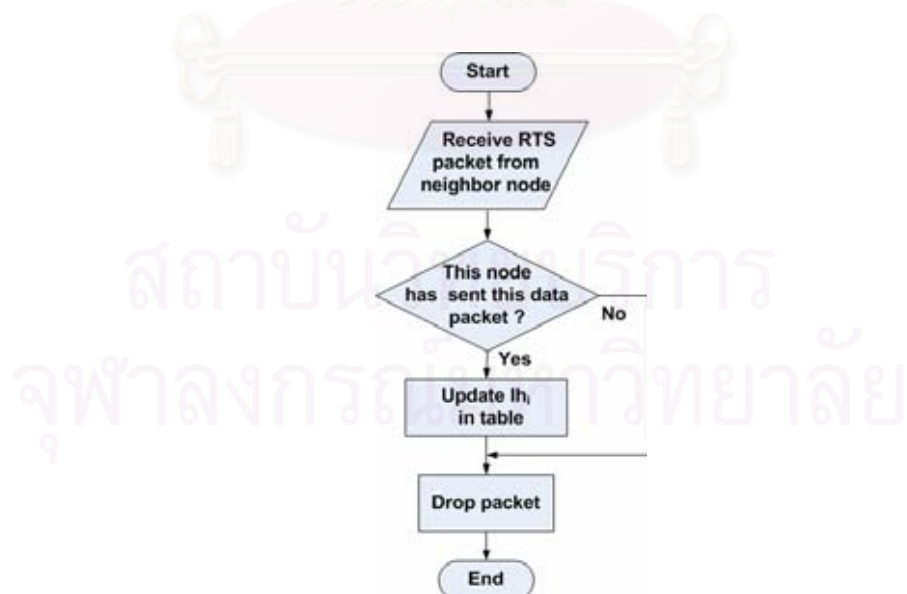
โดยที่  $ls_i$  คือ หมายเลขแพ็กเก็ตล่าสุดที่ส่งของ flow ที่  $i$

$lh_i$  คือ หมายเลขแพ็กเก็ตล่าสุดที่ได้ยินของ flow ที่  $i$

$num$  คือ ค่าคงที่



รูปที่ 3.4 ผังงานกระบวนการส่งแพ็กเก็ตของโหนดต้นทาง



รูปที่ 3.5 ผังงานกระบวนการ update ข้อมูลของโหนดข้างเคียง

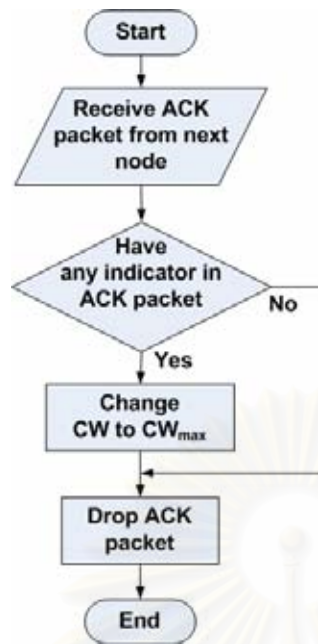


### 3.2.3 การกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งข้อมูลตามจำนวนแพ็กเก็ตเกิดในบัฟเฟอร์ ณ โหนดนั้น ๆ กับโนดถัดไป

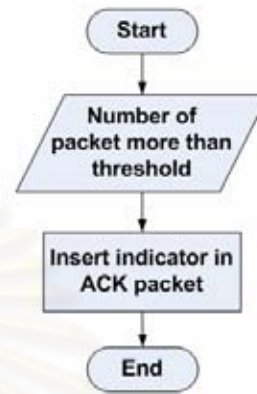
จากแบบแผนการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งข้อมูลในหัวข้อ 3.2.2 ซึ่งกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งข้อมูลจากหมายเลขแพ็กเก็ตที่ส่ง ณ โหนดปัจจุบันและโนดถัดไป ซึ่งแบบแผนที่เสนอในหัวข้อนี้จะมียุทธศาสตร์ที่แตกต่างออกไป คือ จะพิจารณาจำนวนแพ็กเก็ตที่อยู่ในบัฟเฟอร์เหมือนในหัวข้อ 3.2.1 แต่แทนที่จะพิจารณาเฉพาะโนดปัจจุบันจะพิจารณาโนดถัดไปด้วย โดยลักษณะการส่งแพ็กเก็ตจะมีการ update ข้อมูลจำนวนแพ็กเก็ตในโนดถัดไปฝากมากับแพ็กเก็ต ACK เพื่อให้โนดก่อนหน้ารู้ว่าควรปรับอัตราเร็วในการส่งแพ็กเก็ตอย่างไร แต่การปรับอัตราเร็วในการส่งแพ็กเก็ตไม่สามารถทำได้จริงในทางปฏิบัติจึงต้องอาศัยการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งข้อมูลแทน ซึ่งในแบบแผนที่เสนอจะกำหนดขีดเริ่มเปลี่ยน (Threshold) ไว้ค่าหนึ่งเพื่อเตือนไปยังโนดก่อนหน้าให้รู้ว่าจำนวนแพ็กเก็ตค่อนข้างเยอะเพื่อให้ชะลอการส่งแพ็กเก็ต โดยในวิธีนี้โนดจะปรับความกว้างของหน้าต่างการส่งข้อมูลเป็นความกว้างของหน้าต่างการส่งข้อมูลสูงสุดเมื่อจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ของโนดถัดไปเกิดค่าขีดเริ่มเปลี่ยนค่าหนึ่ง (ในการทดสอบขีดเริ่มเปลี่ยนมีค่าอยู่ระหว่างร้อยละ 80-100 ของบัฟเฟอร์) ดังแสดงในตารางที่ 3.1 ซึ่งในตารางที่ 3.1 เป็นการมองภาพรวมของโครงข่ายซึ่งในการทดสอบจริงจะสามารถควบคุมได้เฉพาะโนดที่พิจารณาเท่านั้นไม่สามารถควบคุมในโนดถัดไปได้ โดย C หมายถึง จำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์เกินค่าขีดเริ่มเปลี่ยน ค่า F หมายถึง จำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ต่ำกว่าค่าขีดเริ่มเปลี่ยน ค่า  $CW_{max}$  หมายถึง การกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งข้อมูลให้มีค่าเท่ากับความกว้างของหน้าต่างการส่งข้อมูลสูงสุด และ 0 หมายถึง ไม่มีการเปลี่ยนแปลงความกว้างของหน้าต่างการส่งข้อมูล

ตารางที่ 3.1 การกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งข้อมูลตามจำนวนแพ็กเก็ตเกิดในบัฟเฟอร์ของโนดถัดไป

Status		Contention window assigning	
Current node	Next node	Current node	Next node
C	C	$CW_{max}$	0
C	F	0	$CW_{max}$
F	C	$CW_{max}$	0
F	F	0	$CW_{max}$



รูปที่ 3.6 ผังงานกระบวนการกำหนดหน้าตาต่าง การช่วงชิงโดยอาศัยข้อมูลจากโนด ถัดไปที่โนดต้นทาง



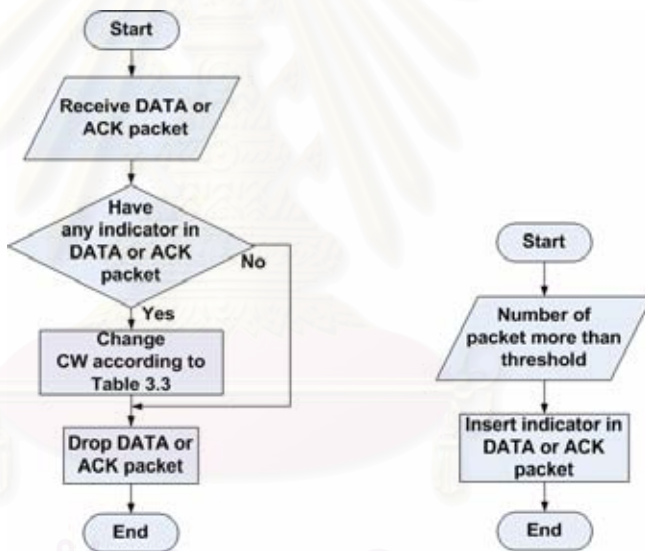
รูปที่ 3.7 ผังงานการส่งข้อมูลการขึ้นออกไปยังโนดก่อนหน้า

### 3.2.4 การกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ ณ โหนดที่พิจารณา โหนดก่อนหน้าและโนดถัดไป

แบบแผนการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงในวิธีการนี้จะเพิ่มการพิจารณาปริมาณแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ที่โนดก่อนหน้าอีกหนึ่งโนดเพื่อใช้เป็นข้อมูลในการตัดสินใจในการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิง โดยกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงในวิธีการนี้เป็นดังตารางที่ 3.2 โดยสาเหตุที่ทำเช่นนี้เพื่อให้โอกาสกับโนดก่อนหน้าของโนดที่พิจารณา (ใน flow เดียวกัน) ได้ส่งแพ็กเก็ตก่อนโนดที่พิจารณาในกรณีที่จำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ของโนดก่อนหน้าเกินค่าขีดเริ่มเปลี่ยนและจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ของโนดที่พิจารณาไม่เกินค่าขีดเริ่มเปลี่ยน โดยมีเป้าหมายเพื่อลดโอกาสการเกิดโนดคอขวด (Bottleneck node) ในโครงข่าย ซึ่งเมื่อลดโอกาสการเกิดโนดคอขวดได้แล้วน่าจะทำให้ค่าวิสัยสามารถในโครงข่ายดีขึ้น ซึ่งในทำนองเดียวกับในวิธีการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงในหัวข้อ 3.2.3 โดยตารางที่ 3.2 ใช้สำหรับกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงโดยมีการเพิ่มการพิจารณาโนดก่อนหน้าด้วย ในตารางที่ 3.2 ก็ยังเป็นการมองภาพรวมของโครงข่าย โดยการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงจะกำหนดได้เฉพาะโนดที่พิจารณาเท่านั้น

ตารางที่ 3.2 ตารางที่ใช้สำหรับการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัพเฟอร์ของโนดก่อนหน้าและโนดถัดไป

Status			Contention window assigning		
Past node	Current node	Next node	Past node	Current node	Next node
C	C	C	$CW_{max}$	$CW_{max}$	0
C	C	F	$CW_{max}$	0	$CW_{max}$
C	F	C	0	$CW_{max}$	0
C	F	F	0	$CW_{max}$	$CW_{max}$
F	C	C	$CW_{max}$	$CW_{max}$	0
F	C	F	$CW_{max}$	0	$CW_{max}$
F	F	C	$CW_{max}$	$CW_{max}$	0
F	F	F	0	$CW_{max}$	$CW_{max}$



รูปที่ 3.8 ผังงานกระบวนการกำหนดหน้าต่างการช่วงชิงโดยอาศัยข้อมูลจากโนดก่อนหน้าและโนดถัดไปที่โนดต้นทาง

รูปที่ 3.9 ผังงานการส่งข้อมูลการขึ้นออกไปยังโนดถัดไป

### 3.3 การลดเวลาการรอคอยในการส่งแพ็กเก็ต

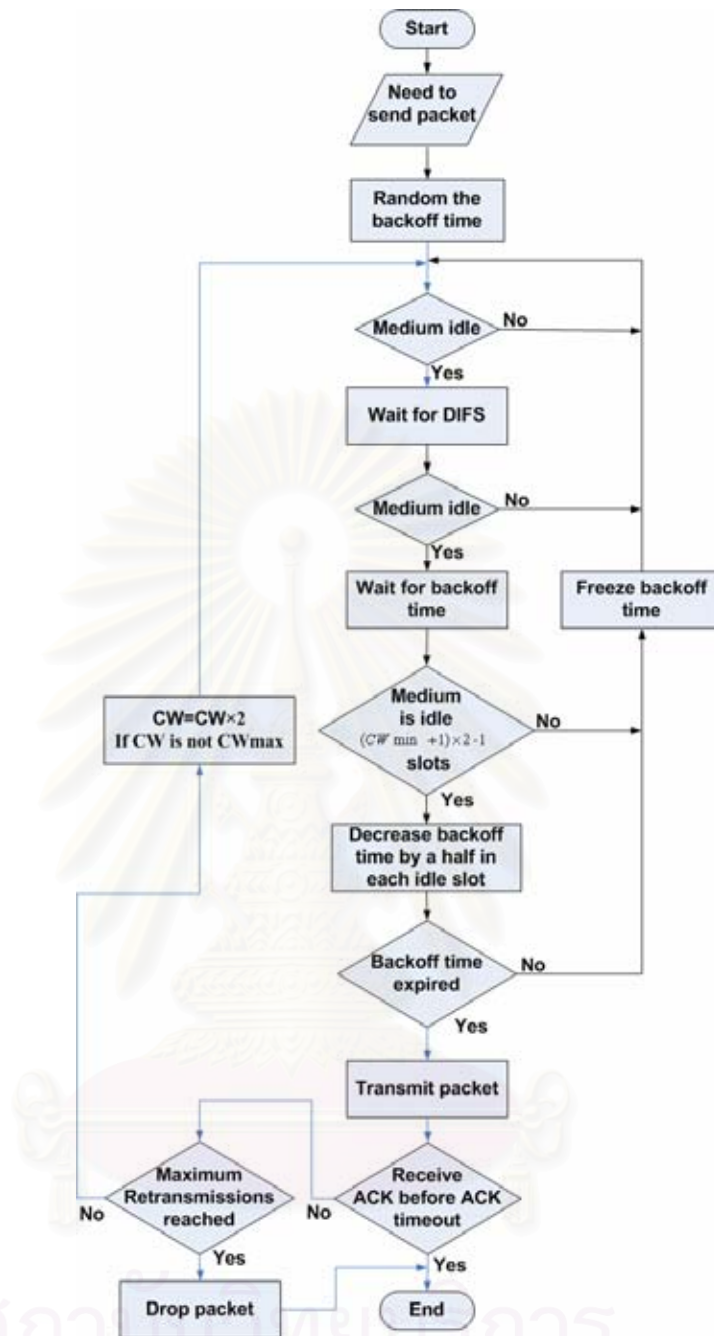
จากกระบวนการส่งแพ็กเก็ตดังที่กล่าวแล้วในบทที่ 2 ก่อนที่จะส่งแพ็กเก็ตระบบจะต้องรออยู่ช่วงเวลาหนึ่ง ซึ่งช่วงเวลาที่ต้องรอนี้จะขึ้นอยู่กับชนิดของแพ็กเก็ตที่จะส่ง โดยการพยายามส่งแพ็กเก็ตครั้งแรกโนดจะต้องรอเป็นช่วงเวลาเท่ากับ DIFS และเวลา backoff ซึ่งค่าเวลา DIFS นี้

เป็นช่วงเวลาที่เป็นมาตรฐานของการส่งแพ็กเก็ตในโหมด DCF ส่วนค่าเวลา backoff เป็นค่าที่สุ่ม จากความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งปัจจุบัน ซึ่งตามมาตรฐานความกว้างของหน้าต่างการ ส่งซึ่งมีค่าอยู่ระหว่าง 31-1023 หรือเทียบเป็นเวลามีค่าเท่ากับ 620 ไมโครวินาที ถึง 20.46 มิลลิวินาที (กำหนดให้ 1 สล็อตเวลาเท่ากับ 20 ไมโครวินาที) ซึ่งช่วงเวลานี้จะสูญเสียไปโดยเปล่า ประโยชน์ถ้าไม่มีโนดอื่นส่งแพ็กเก็ตในช่วงเวลานี้เลย ดังนั้นเพื่อเป็นการลดช่วงเวลารอคอยนี้ ใน วิทยานิพนธ์ฉบับนี้จึงเสนอแบบแผนการลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ต 2 แบบแผน คือ แบบ Fast decreasing backoff และแบบ Conditional renewal backoff ซึ่งทั้ง 2 แบบแผนมี ลักษณะอย่างไรจะกล่าวในลำดับถัดไป

### 3.3.1 แบบแผน Fast decreasing backoff

แบบแผนการลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ตแบบแรกจะลดเวลารอคอยเมื่อ รอคอยในช่วงเวลา backoff เกินช่วงเวลานี้ ซึ่งตามปกติแล้วการรอคอยในช่วงเวลา backoff จะ ลดลงครึ่งละช่องเวลาในแต่ละเวลาที่ผ่านไป ( $BT_{new} = BT_{old} - aSlotTime$ ) ดังนั้นถ้าสุ่มค่าเวลา backoff ได้เท่ากับ 1083 สล็อต หมายความว่า โหนดจะต้องรอในช่วงเวลา backoff เท่ากับ 21.66 มิลลิวินาที (1 ช่องเวลาเท่ากับ 20 ไมโครวินาที) จึงจะสามารถส่งแพ็กเก็ตได้ ซึ่งแตกต่างจากแบบ แผนที่เสนอในวิทยานิพนธ์นี้ นั่นคือ ในงานวิทยานิพนธ์ฉบับนี้หลังจากที่โนดที่ต้องการส่ง แพ็กเก็ตรอคอยในการส่งแพ็กเก็ตในช่วงเวลา backoff เท่ากับ  $(CW_{min} + 1) \times 2 - 1$  ช่องเวลา ติดต่อกัน โหนดจะลดเวลารอคอยในช่วงเวลา backoff เร็วขึ้นกว่าเดิม นั่นคือจะลดลงครึ่งหนึ่ง ของจำนวนช่องเวลาที่เหลือในทุก ๆ ช่องเวลาถัดไปดังในสมการที่ (3.11) จนกว่าช่องเวลาที่เหลือ เป็นศูนย์ โหนดก็จะเริ่มส่งแพ็กเก็ตได้ เช่น ในกรณีที่กำหนดให้ความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่ง ต่ำสุดเท่ากับ 31 และให้ค่าเวลา backoff ที่สุ่มได้เท่ากับ 1083 ดังนั้นหลังจากที่โนดที่ต้องการส่ง แพ็กเก็ตตรวจสอบพบว่าช่องสัญญาณว่าง 63 ช่องเวลาติดต่อกันหลังจากนั้นค่าเวลา backoff จะ เท่ากับ 510 ในช่องเวลาที่ 64 (จากเดิมค่าเวลา backoff จะเท่ากับ 1019 ในช่องเวลาที่ 64) จากนั้นค่าเวลา backoff จะลดลงครึ่งหนึ่งในทุกๆ ช่องเวลาที่ช่องสัญญาณว่าง นั่นคือจะต้องรอใน ช่วงเวลา backoff ทั้งหมด 73 ช่องเวลา ซึ่งจะสังเกตได้ว่าแบบแผนนี้ลดเวลารอคอยไปทั้งสิ้น 1010 ช่องเวลาเมื่อเทียบกับการรอคอยแบบเดิม หรือเท่ากับ 20.2 มิลลิวินาที ซึ่งการลดลงของการ รอคอยในการส่งแพ็กเก็ตนี้น่าจะเพิ่มประสิทธิภาพในการส่งแพ็กเก็ตและลดเวลาการประวิงของ การส่งแพ็กเก็ตในโครงข่ายได้ โดยวิธีการทำงานในแบบแผนนี้แสดงดังรูปที่ 3.10

$$BT_{new} = BT_{old} - BT_{old} / 2 \quad (3.11)$$



รูปที่ 3.10 ผังงานการทำงานของวิธี Fast decreasing backoff

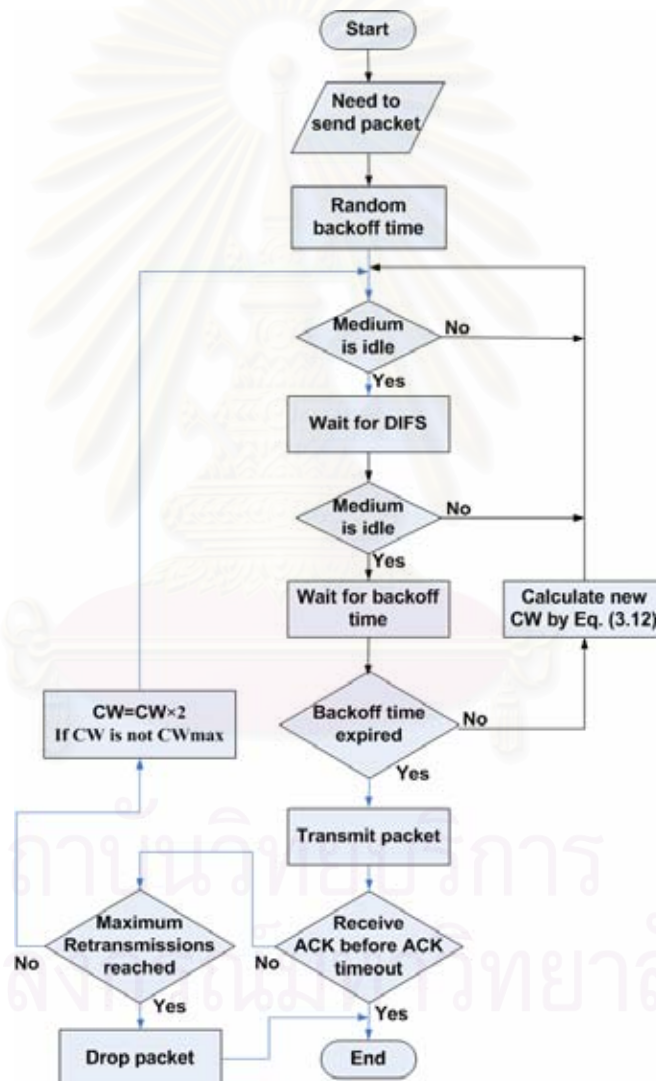
### 3.3.2 แบบแผน Conditional renewal backoff

แบบแผนการลดเวลาการรอคอยการส่งแพ็กเก็ตเกิดในแบบที่สองที่เสนอเป็นการลดเวลาการรอคอยในอีกรูปแบบหนึ่งมีลักษณะการทำงาน คือ โหนดต้นทางต้องการส่งแพ็กเก็ตจะสุ่มค่าเวลา backoff ดังรูปที่ 3.11 ค่าเวลา backoff นี้จะถูกนับหลังจากช่องสัญญาณว่างเป็นช่วงเวลาเท่ากับ DIFS หลังจากนั้นถ้าช่องสัญญาณเกิดไม่ว่างในช่วงเวลาหนึ่ง (มีโหนดอื่นส่งแพ็กเก็ตอยู่) ซึ่งการที่



โนดที่พิจารณาายังอยู่ในช่วงเวลา backoff นี้ ค่าเวลา backoff จะถูกบันทึกและหยุดนับ และจะนับค่าเวลา backoff ที่เหลือนี้อีกครั้งหลังจากช่องสัญญาณว่างเป็นช่วงเวลาเท่ากับ DIFS ซึ่งในวิธีตามมาตรฐาน IEEE 802.11 จะนับค่าเวลา backoff ที่เหลือจากครั้งก่อนที่จะมีการหยุดนับ แต่ในแบบแผนที่น่าเสนอในแบบแผนนี้จะสุ่มค่าเวลา backoff ใหม่จากช่วงเวลา backoff ที่เหลือตามสมการที่ (3.12) และจะใช้ค่าเวลา backoff ใหม่ในการนำไปใช้ในการเป็นเวลาในการรอคอยในการส่งแพ็กเก็ตต่อไป

$$B_{new} = \text{rand}(0, B_{old}) \quad (3.12)$$



รูปที่ 3.11 ผังงานการทำงานของวิธี Conditional renewal backoff

### 3.4 สรุป

ในบทนี้ได้นำเสนอโพรโทคอลที่ปรับปรุงให้สมรรถนะของการเข้าถึงตัวกลางในโครงข่ายดีขึ้น ซึ่งโพรโทคอลที่นำเสนอประกอบด้วยองค์ประกอบ 3 ประการ ได้แก่ การจัดแถวคอย, การกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งข้อมูล และแบบแผนการลดเวลาการรอคอยในการส่งแพ็กเก็ต ซึ่งการจัดแถวคอยที่เสนอเป็นการปรับปรุงจากกลไกที่ตั้งอยู่บนพื้นฐานของการประทับตราเวลา โดยมีการเปลี่ยนแปลงวิธีการกำหนดค่าถ่วงน้ำหนักใหม่ เพื่อนำค่าถ่วงน้ำหนักนี้ไปใช้ในการคำนวณค่าจุดเริ่มต้นของการส่งข้อมูลเพื่อใช้ในการจัดลำดับแพ็กเก็ตต่อไป ส่วนแบบแผนการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งข้อมูลทั้ง 4 วิธี เป็นการนำข้อมูลของโนดนั้น ๆ หรือโนดข้างเคียงมาใช้ในการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งข้อมูล ซึ่งค่าของความกว้างของหน้าต่างการส่งข้อมูลนี้มีผลต่อการเข้าถึงตัวกลางของโนดแต่ละโนด และแบบแผนการลดเวลาการรอคอยในการส่งแพ็กเก็ตเป็นการลดเวลาในการรอคอยในการส่งแพ็กเก็ตเมื่อโนดที่ต้องการส่งแพ็กเก็ตรอคอยมาช่วงเวลาหนึ่งแล้ว ซึ่งองค์ประกอบทั้ง 3 องค์ประกอบที่นำเสนอในบทนี้มีวัตถุประสงค์สำคัญที่สอดคล้องกัน คือ เพื่อเพิ่มประสิทธิภาพของการส่งแพ็กเก็ต โดยมีความมุ่งหวังเพื่อให้ค่าวิสัยสามารถของโครงข่ายสูงขึ้น (ดูจากอัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จ) และค่าประวิงเวลาที่ใช้ในการส่งแพ็กเก็ตน้อยกว่าแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11

## บทที่ 4

### สภาพแวดล้อมของการจำลอง ผลการจำลองและวิเคราะห์ผลการจำลองระบบ

ในบทที่ผ่านมาได้กล่าวถึงโพรโทคอลของการเข้าถึงตัวกลางซึ่งประกอบด้วยองค์ประกอบ 3 ส่วน คือ การจัดแถวคอย การกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่ง และแบบแผนการลดเวลาการรอคอยในการส่งแพ็กเก็ต ซึ่งเนื้อหาในบทนี้จะได้ทดสอบแบบแผนต่าง ๆ ที่ได้นำเสนอ ในส่วนแรกของบทนี้จะกล่าวถึงสภาพแวดล้อมของการจำลอง ซึ่งประกอบด้วยพารามิเตอร์ต่าง ๆ ที่ใช้ในการทดสอบและพารามิเตอร์ต่าง ๆ ที่ใช้ในการประเมินประสิทธิภาพของวิธีที่นำเสนอ ตลอดจนทอพอโลยีที่ใช้ในการทดสอบในงานวิทยานิพนธ์ฉบับนี้ ในส่วนที่สองจะกล่าวถึงผลการจำลองและการวิเคราะห์ผลการทดสอบของวิธีที่ได้นำเสนอในงานวิทยานิพนธ์ฉบับนี้เปรียบเทียบกับโพรโทคอลการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 ว่ามีประสิทธิภาพที่ดีกว่าหรือด้อยกว่าอย่างไรเพื่อเป็นแนวทางในการพัฒนาต่อไปในอนาคต

#### 4.1 สภาพแวดล้อมของการจำลอง (Simulation Environment)

ในการทดสอบการทำงานของโพรโทคอลต่าง ๆ ที่นำเสนอในงานวิทยานิพนธ์นี้จะใช้โปรแกรม Network Simulator 2 (NS2) เวอร์ชัน 2.8 [22] ซึ่งเป็นโปรแกรมที่จำลองแบบตามลำดับเหตุการณ์ (Discrete Event Simulation) โดยสมรรถนะของโพรโทคอลจะเปลี่ยนไปเมื่อจำลองภายใต้สถานการณ์ที่แตกต่างกัน ซึ่งจะพิจารณาการส่งแพ็กเก็ตที่ไม่เกิดความผิดพลาดในช่องสัญญาณ ดังนั้นความผิดพลาดจะเกิดขึ้นจากการชนกันของแพ็กเก็ตเท่านั้นและเพื่อให้เข้าใจโพรโทคอลที่นำเสนอในการเข้าถึงตัวกลางในโครงข่ายโดยไม่มีผลกระทบในเรื่องของการจัดเส้นทางในการส่งแพ็กเก็ต ดังนั้นในวิทยานิพนธ์ฉบับนี้จึงได้กำหนดเงื่อนไขว่าในดจะไม่มีการเคลื่อนที่ในระหว่างที่มีการทดสอบ แต่ทดสอบภายใต้สถานการณ์ที่โครงข่ายมีการเปลี่ยนแปลงค่าไหลลดขอบริการของโนดต้นทาง ซึ่งพารามิเตอร์หลัก ๆ ที่ใช้ในการจำลองมีดังนี้

##### 4.1.1 พารามิเตอร์ต่าง ๆ ที่ใช้ในการจำลองการทดสอบ

พารามิเตอร์ต่าง ๆ ที่ใช้ในการจำลองเป็นส่วนที่สำคัญในการทดสอบเพื่อเป็นตัวกำหนดสภาพแวดล้อมในการทดสอบเพื่อให้ได้ผลของการทดสอบที่ถูกต้อง การทดสอบจะไม่คำนึงถึง

พลังงานที่สูญเสียไปในการส่งแพ็กเก็ต นั้นคือโหนดสามารถส่งแพ็กเก็ตได้ตลอดระยะเวลาของการทดสอบ และกำหนดให้แพ็กเก็ตที่จะส่งในโหนดทุก ๆ โหนดเป็นแพ็กเก็ตชนิดเดียวกันโดยมีขนาดของแพ็กเก็ตคงที่และเท่ากันในทุก ๆ flow โดยพารามิเตอร์ที่ใช้ในการทดสอบแสดงในตารางที่ 4.1

ตารางที่ 4.1 พารามิเตอร์ที่ใช้ในกรณีเปลี่ยนแปลงปริมาณโหลดขอบริการของโหนดต้นทาง

พารามิเตอร์	ค่าที่ใช้
SIFS	10 ไมโครวินาที
DIFS	50 ไมโครวินาที
aSlotTime	20 ไมโครวินาที
Bandwidth	2 ล้านบิตต่อวินาที
Propagation delay	2 ไมโครวินาที
Buffer size	50 แพ็กเก็ต
Transmission range	250 เมตร
ลักษณะของทราฟฟิกที่ใช้ในการทดสอบ	
ทราฟฟิกที่ใช้ในการทดสอบ	Constant Bit Rate (CBR)
ค่าโหลดขอบริการ	20,40,60,80,100,120,140,160 แพ็กเก็ต/วินาที
ขนาดของแพ็กเก็ต	512 ไบต์
เวลาที่ใช้ในการทดสอบ	300 วินาที
จำนวนครั้งของการทดสอบ	30 ครั้ง
โพรโทคอลการจัดสรรเส้นทาง	Dynamic Source Routing (DSR)

#### 4.1.2 พารามิเตอร์ที่ใช้สำหรับประเมินประสิทธิภาพของโพรโทคอล

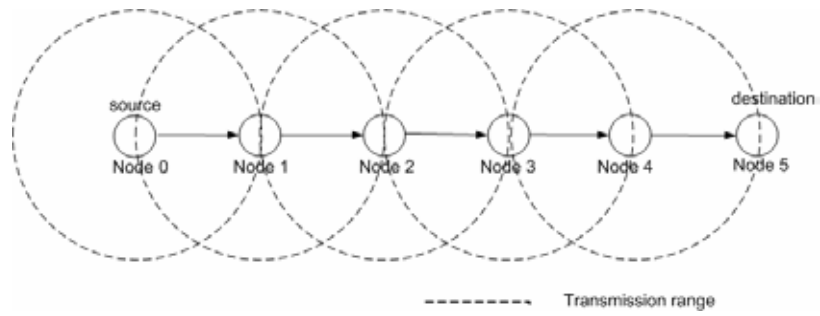
การประเมินประสิทธิภาพของแบบแผนที่น่าเสนอนั้นจะต้องมีพารามิเตอร์หนึ่งที่ใช้เป็นตัวชี้วัดประสิทธิภาพของการเข้าถึงตัวกลางซึ่งพารามิเตอร์ที่ใช้ในการประเมินประสิทธิภาพในงานวิทยานิพนธ์ฉบับนี้ประกอบด้วยพารามิเตอร์ 3 ตัว คือ

1. อัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จ (Data delivery ratio) สามารถคำนวณได้จากจำนวนแพ็กเก็ตข้อมูลที่โหนดปลายทางได้รับสำเร็จต่อปริมาณไหลของบริการที่โหนดต้นทาง มีหน่วยเป็น เปอร์เซนต์
2. ค่าประวิงเวลาเฉลี่ยจากปลายถึงปลาย (Average end-to-end delay) เป็นค่าเวลาเฉลี่ยที่ใช้ในการส่งแพ็กเก็ตหนึ่งแพ็กเก็ตจากโหนดต้นทางไปยังโหนดปลายทาง ซึ่งมีหน่วยเป็น วินาที
3. ค่าความยุติธรรม (Fairness) เป็นพารามิเตอร์ที่ใช้ประเมินความยุติธรรมในการใช้ช่องสัญญาณของแต่ละ flow ในโครงข่าย ซึ่งคำนวณจากสมการที่ (2.6) โดยถ้าค่าความยุติธรรมมีค่ามากหมายความว่าแบบแผนนั้นมีการจัดสรรการเข้าถึงตัวกลางในแต่ละ flow อย่างยุติธรรม

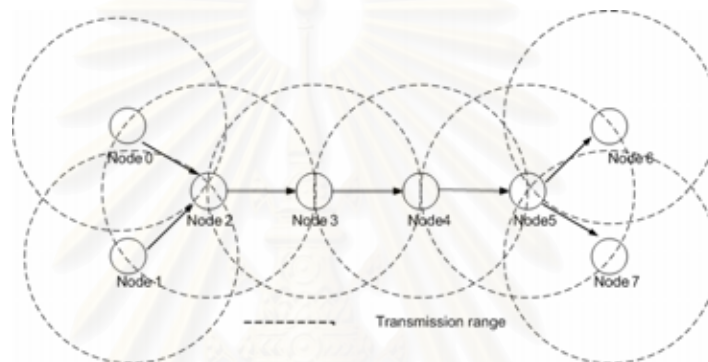
#### 4.1.3 ทอพอโลยีที่ใช้ในการทดสอบ

เนื่องจากการทดสอบต้องการตัดปัญหาที่เกี่ยวกับการจัดเส้นทางในการส่งแพ็กเก็ต จึงไม่พิจารณาโปรโตคอลการจัดเส้นทางดังนั้นจึงกำหนดให้โหนดไม่มีการเคลื่อนที่ตลอดระยะเวลาของการทดสอบ ซึ่งทอพอโลยีที่ใช้ในการทดสอบมี 3 ทอพอโลยี โดยในแต่ละทอพอโลยีมีวัตถุประสงค์ในการทดสอบที่แตกต่างกัน คือ ในทอพอโลยีแบบที่ 1 ในรูปที่ 4.1 เป็นการทดสอบเพื่อประเมินประสิทธิภาพของการเข้าถึงตัวกลางในกรณีมีการกำหนดการต่อเพียง 1 การต่อหรือ 1 flow เท่านั้น ดังนั้นการช่วงชิงการเข้าถึงตัวกลางจะมีเฉพาะการช่วงชิงช่วงชิงการใช้ช่องสัญญาณเฉพาะใน flow เดียวกันเท่านั้น ส่วนในทอพอโลยีแบบที่ 2 ในรูปที่ 4.2 กำหนดให้มีการต่อ 2 การต่อ หรือ 2 flow ในการส่งแพ็กเก็ต ซึ่งทั้ง 2 flow มีการส่งแพ็กเก็ตไปในเส้นทางเดียวกัน โดยวัตถุประสงค์หลักในการทดสอบของทอพอโลยีแบบนี้ ประการแรกเพื่อประเมินประสิทธิภาพของการเข้าถึงตัวกลางเหมือนกับในทอพอโลยีแบบที่ 1 ประการที่ 2 เป็นการประเมินความยุติธรรมของการเข้าถึงตัวกลางของทั้ง 2 flow ในโครงข่าย ส่วนในทอพอโลยีแบบที่ 3 ในรูปที่ 4.3 กำหนดให้มีการต่อ 2 การต่อเช่นเดียวกับในทอพอโลยีแบบที่ 2 แต่ต่างกันตรงที่เส้นทางของการส่งแพ็กเก็ตของทั้ง 2 flow และการทดสอบในทอพอโลยีแบบนี้จะมีผลกระทบเนื่องจากการเข้าถึงตัวกลางระหว่าง flow มากกว่าในทอพอโลยีแบบที่ 2 ดังนั้นในทอพอโลยีนี้จึงเหมาะสำหรับประเมินความยุติธรรมของการเข้าถึงตัวกลาง

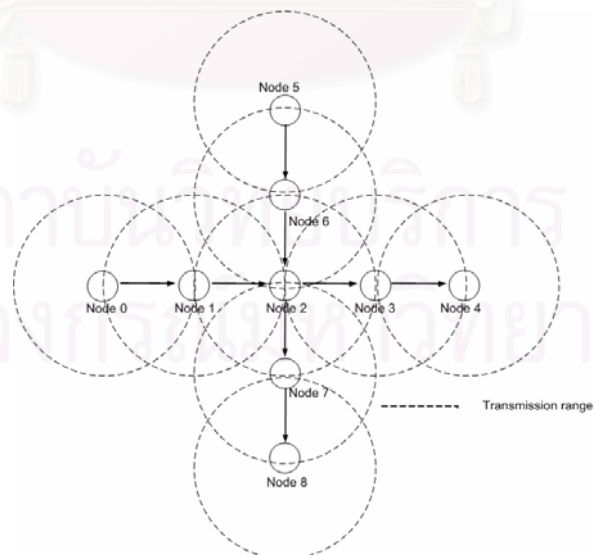




รูปที่ 4.1 ทอพอโลยีแบบที่ 1 ที่ใช้ในการทดสอบ



รูปที่ 4.2 ทอพอโลยีแบบที่ 2 ที่ใช้ในการทดสอบ



รูปที่ 4.3 ทอพอโลยีแบบที่ 3 ที่ใช้ในการทดสอบ

## 4.2 ผลการทดสอบของโพรโทคอลที่นำเสนอ

ในหัวข้อนี้จะแสดงผลของการทดสอบและการวิเคราะห์โพรโทคอลที่นำเสนอเปรียบเทียบกับ การเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 โดยในการทดสอบในส่วนแรกจะทดสอบแต่ละแบบแผนแยกจากกัน ส่วนที่สองจะทดสอบการจัดแถวคอยที่นำเสนอหรือการกำหนดหน้าต่างการส่งซึ่งร่วมกับแบบแผนการลดเวลาการรอคอยในการส่งแพ็กเก็ต โดยทดสอบภายใต้การเปลี่ยนแปลงค่าไหลดขอบริการของโหนดต้นทาง

### สัญลักษณ์ต่าง ๆ ที่ใช้ในรูปมิตั้งต่อไปนี้

MAC	แทนเทคนิคการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 (DCF)
SFQ	แทนเทคนิคการจัดแถวคอยวิธี Start time fair queueing ที่นำเสนอ
Linear	แทนเทคนิคการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์โดยใช้ฟังก์ชันเชิงเส้น
Convex	แทนเทคนิคการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์โดยใช้ฟังก์ชันนูน
Concave	แทนเทคนิคการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์โดยใช้ฟังก์ชันเว้า
RSHA	แทนเทคนิคการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามอัตราส่วนของการส่งแพ็กเก็ตของโหนดถัดไปกับโหนดปัจจุบัน
NeA	แทนเทคนิคการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ของโหนดปัจจุบันและโหนดถัดไป
NePaA	แทนเทคนิคการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ของโหนดปัจจุบัน ในโหนดถัดไป และในโหนดก่อนหน้า
FDB	แทนเทคนิคการลดช่วงเวลารอคอยของการส่งแพ็กเก็ตโดยใช้วิธี Fast Decreasing Backoff
CRB	แทนเทคนิคการลดช่วงเวลารอคอยของการส่งแพ็กเก็ตโดยใช้วิธี Conditional Renewal Backoff
DCOL	แทนจำนวนแพ็กเก็ตที่ถูกดรอปรเนื่องจากการชนกันของแพ็กเก็ต
DIFQ	แทนจำนวนแพ็กเก็ตทั้งหมดที่ถูกดรอปรเนื่องจากบัฟเฟอร์ล้น
DTOUT	แทนจำนวนแพ็กเก็ตทั้งหมดที่ถูกดรอปรเนื่องจากหมดเวลาในการส่ง

#### 4.2.1 ผลการทดสอบการจัดแถวคอยและการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งในแต่ละวิธีที่นำเสนอ

ในหัวข้อนี้จะแสดงผลของการทดสอบ การจัดแถวคอยและการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่ง ในวิธีการต่าง ๆ ที่นำเสนอ โดยการทดสอบวิธีการจัดแถวคอยที่นำเสนอจะใช้ ทอพอโลยีที่ 2 มาใช้ในการทดสอบ เพื่อดูผลของการทดสอบที่อยู่ในรูปของอัตราส่วนการส่ง แพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จและค่าความยุติธรรมของการส่งแพ็กเก็ตข้อมูล โดยกำหนดให้ flow ที่ 1 มี โหนด 0 เป็นโหนดต้นทางและมีโหนด 6 เป็นโหนดปลายทาง และ flow 2 มีโหนด 1 เป็นโหนดต้นทางและมี โหนด 7 เป็นโหนดปลายทาง ส่วนการทดสอบวิธีการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่ง ใน วิธีการต่าง ๆ จะใช้ ทอพอโลยีที่ 1 ในการทดสอบ เพื่อดูเฉพาะผลกระทบเนื่องจากการแย่งกัน เข้าถึงตัวกลางภายใน flow เดียวกันเท่านั้น โดยกำหนดให้โหนด 0 เป็นโหนดต้นทาง และโหนด 5 เป็น โหนดปลายทาง ซึ่งผลของการทดสอบและการวิเคราะห์ในแต่ละแบบแผนจะได้กล่าวในหัวข้อถัดไป

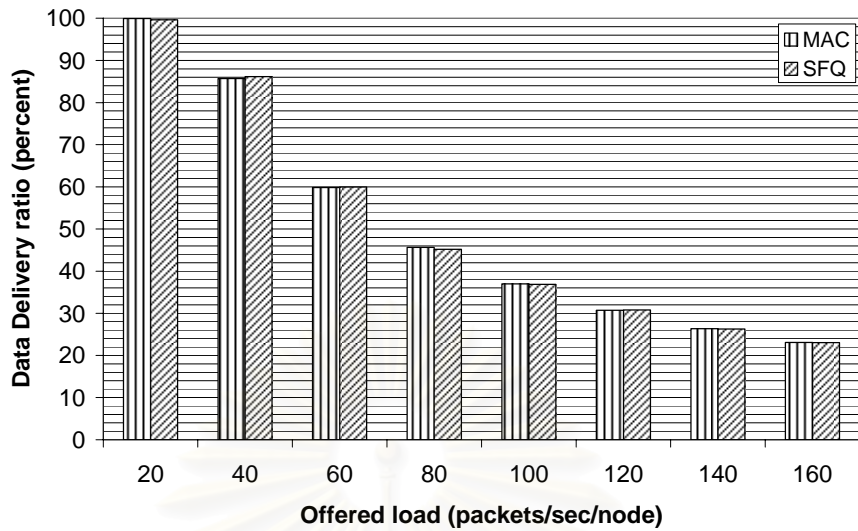
##### 4.2.1.1 ผลการทดสอบและการวิเคราะห์เทคนิคการจัดแถวคอยที่นำเสนอ

ในการทดสอบการจัดแถวคอยที่นำเสนอซึ่งได้ดัดแปลงมาจากกลไกที่ตั้งอยู่บนพื้นฐานของการประทับตราเวลา [21] ดังที่ได้อธิบายไว้ในบทที่ 3 โดยการทดสอบได้ใช้ทอพอโลยีที่ 2 ในการทดสอบโดยกำหนดให้ปริมาณไหลขอบริการของ flow 1 มีค่าเป็น 2 เท่าของ flow 2 และใช้ สัญลักษณ์ SFQ แทนผลที่ได้จากการทดสอบในวิธีจัดแถวคอยที่เสนอ โดยการทดสอบเปรียบเทียบกับกลไกการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 ซึ่งมีลักษณะการจัดแถวคอยแบบเข้าก่อนออกก่อน และใช้สัญลักษณ์ MAC แทนกลไกการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11

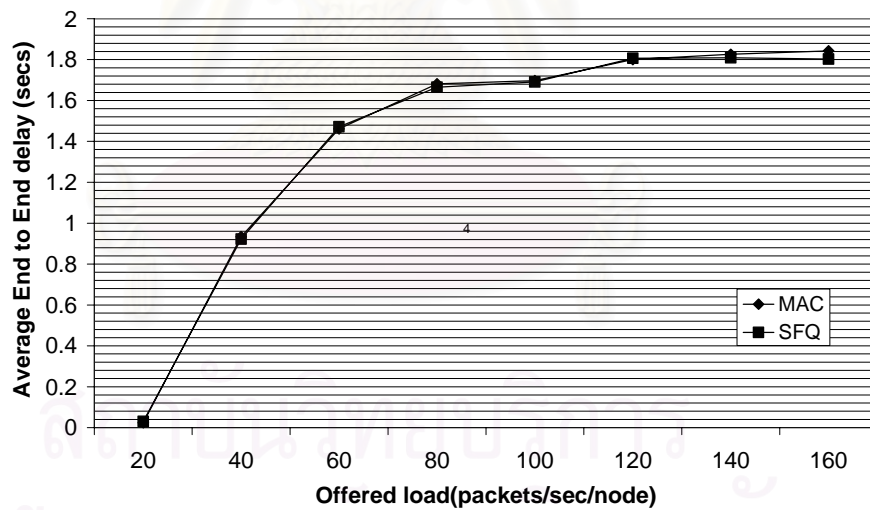
ผลของการทดสอบของเทคนิคการจัดแถวคอยที่นำเสนอเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าไหลขอบริการจากค่าน้อยไปสู่ค่ามากแสดงดังรูปที่ 4.4 คือ ค่าอัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จลดต่ำลงตามสัดส่วนของปริมาณไหลขอบริการที่เพิ่มขึ้น เนื่องจากเมื่อเพิ่มปริมาณไหลขอบริการส่งผลให้ความคับคั่งในโครงข่ายสูงขึ้น และเนื่องจากความจุของบัฟเฟอร์ในแต่ละโหนดในการส่งแพ็กเก็ตในโครงข่ายมีค่าจำกัด ทำให้มีแพ็กเก็ตจำนวนหนึ่งที่ต้องถูกรอทิ้งไปอันเนื่องมาจากบัฟเฟอร์ไม่สามารถรองรับแพ็กเก็ตได้และมีแพ็กเก็ตอีกส่วนหนึ่งถูกรอรับเนื่องจากการชนกันของแพ็กเก็ต เมื่อเปรียบเทียบค่าอัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จของวิธีการจัดแถวคอยที่นำเสนอกับกลไกการจัดแถวคอยตามมาตรฐาน IEEE 802.11 ซึ่งเป็นแบบเข้าก่อนออกก่อนจะสังเกตเห็นว่าค่าอัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จของทั้ง 2 วิธีแตกต่างกันไม่ถึง 1 เปอร์เซ็นต์ เนื่องจากการจัดแถวคอยที่เสนอไม่ได้มีผลต่อการควบคุมการเข้าถึงตัวกลางทำให้ค่าอัตราส่วนการ

ส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จในวิธีจัดแถวคอยที่เสนอไม่แตกต่างจากวิธีการจัดแถวคอยแบบเข้าก่อนออกก่อน และเมื่อเปรียบเทียบค่าประวิงเวลาเฉลี่ยจากปลายถึงปลายในรูปที่ 4.5 จะเห็นว่าเมื่อค่าโหลดขอบริการมากขึ้นค่าประวิงเวลาเฉลี่ยจากปลายถึงปลายก็มากขึ้น เนื่องจากเมื่อปริมาณโหลดขอบริการมากขึ้น นั่นคือจำนวนแพ็กเก็ตที่ต้องส่งที่มากขึ้น ทำให้เวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์มากขึ้น และผลจากการส่งแพ็กเก็ตที่มากขึ้นส่งผลให้โอกาสที่จะเกิดการชนกันของแพ็กเก็ตก็มากขึ้นด้วย โดยการชนกันของแพ็กเก็ตที่มากขึ้นทำให้ต้องส่งแพ็กเก็ตเดิมซ้ำมากขึ้น ดังนั้นจึงส่งผลให้ค่าประวิงเวลาเฉลี่ยจากปลายถึงปลายมากขึ้นเมื่อค่าโหลดขอบริการมากขึ้น โดยค่าประวิงเวลาเฉลี่ยจากปลายถึงปลายในวิธีจัดแถวคอยที่เสนอนี้จะน้อยกว่าการจัดแถวคอยแบบเข้าก่อนออกก่อนในมาตรฐาน IEEE 802.11 อยู่เล็กน้อย เนื่องจากการจัดแถวคอยที่เสนอนี้จะให้ความสำคัญกับ flow ที่มีค่าโหลดขอบริการที่มากกว่า (ในการทดสอบนี้คือ flow 1) ในการส่งก่อนซึ่งแพ็กเก็ตข้อมูลส่วนใหญ่ที่ส่งสำเร็จเป็นแพ็กเก็ตของ flow ที่ 1 ดังนั้นทำให้ค่าประวิงเวลาเฉลี่ยจากปลายถึงปลายของ flow 1 ของวิธีจัดแถวคอยที่เสนอนี้จะน้อยกว่าวิธีจัดแถวคอยแบบเข้าก่อนออกก่อนในมาตรฐาน IEEE 802.11 ดังนั้นค่าประวิงเวลาเฉลี่ยจากปลายถึงปลายของวิธีจัดแถวคอยที่เสนอนี้จะน้อยกว่าวิธีจัดแถวคอยแบบเข้าก่อนออกก่อนในมาตรฐาน IEEE 802.11

เมื่อพิจารณาค่าความยุติธรรมของการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลในรูปที่ 4.6 พบว่าในช่วงค่าโหลดขอบริการต่ำ ๆ ค่าความยุติธรรมของการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลจะมีค่าต่ำและลดน้อยลงเนื่องจากการทดสอบในหัวข้อนี้ได้กำหนดค่าโหลดขอบริการของ flow ที่ 1 มีค่าเป็น 2 เท่าของ flow 2 จึงส่งผลให้ flow ที่ 1 เข้าถึงตัวกลางมากกว่า flow ที่ 2 เมื่อค่าโหลดขอบริการสูงขึ้น ความคับคั่งในโครงข่ายสูงขึ้นส่งผลให้ตัวกลางไม่สามารถรองรับการส่งแพ็กเก็ตทั้งหมดได้ และจากการที่ค่าโหลดขอบริการของ flow ที่ 1 มากกว่า flow ที่ 2 ทำให้จำนวนแพ็กเก็ตที่ถูกดรอปรอของ flow ที่ 1 มากกว่า flow ที่ 2 ซึ่งแพ็กเก็ตส่วนใหญ่ที่ถูกดรอปรอจะถูกดรอปรอที่โนดต้นทาง ทำให้ค่าความยุติธรรมของการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลมีค่าสูงขึ้น โดยจะสังเกตเห็นว่าค่าความยุติธรรมของการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลของวิธีการจัดแถวคอยที่เสนอนี้จะต่ำกว่าการจัดแถวคอยแบบเข้าก่อนออกก่อนในมาตรฐาน IEEE 802.11 เนื่องจากผลของการจัดแถวคอยแพ็กเก็ตในวิธีที่เสนอนี้ส่งผลให้จำนวนแพ็กเก็ตที่ส่งจาก flow ที่ 1 มากกว่า flow 2 อยู่เล็กน้อย

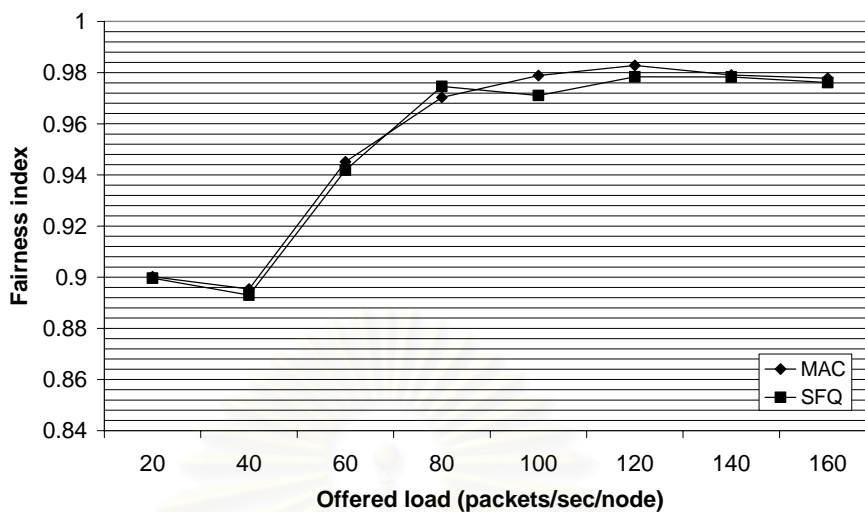


รูปที่ 4.4 อัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีการจัด  
แถวคอยที่นำเสนอ)



รูปที่ 4.5 ค่าประวิงเวลาเฉลี่ยจากปลายถึงปลายเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีการจัด  
แถวคอยที่นำเสนอ)





**รูปที่ 4.6** ค่าความยุติธรรมของการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีการจัดแถวคอยที่นำเสนอ)

สรุปว่าในวิธีการจัดแถวคอยแบบที่นำเสนอนี้แม้จะมีค่าประวิงเวลาเฉลี่ยจากปลายถึงปลายน้อยกว่าการจัดแถวคอยแบบมีลักษณะเข้าก่อนออกก่อนที่ค่าโหลดขอบริการบางค่า แต่เมื่อเปรียบเทียบค่าอัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จของวิธีการจัดแถวคอยที่เสนอก็จะมีค่าใกล้เคียงกับวิธีการจัดแถวคอยแบบเข้าก่อนออกก่อน ซึ่งอาจจะเนื่องมาจากการจัดแถวคอยที่นำเสนอไม่มีผลต่อการเข้าถึงตัวกลางในโครงข่าย ดังนั้นในลำดับถัดไปจะได้นำวิธีการจัดแถวคอยที่นำเสนอไปใช้ร่วมกับการลดเวลาการรอคอยในการส่งแพ็กเก็ต ซึ่งมีวัตถุประสงค์เพื่อให้ค่าประวิงเวลาเฉลี่ยจากปลายถึงปลายที่น้อยลง ซึ่งน่าจะส่งผลให้ค่าอัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จที่ดีขึ้น

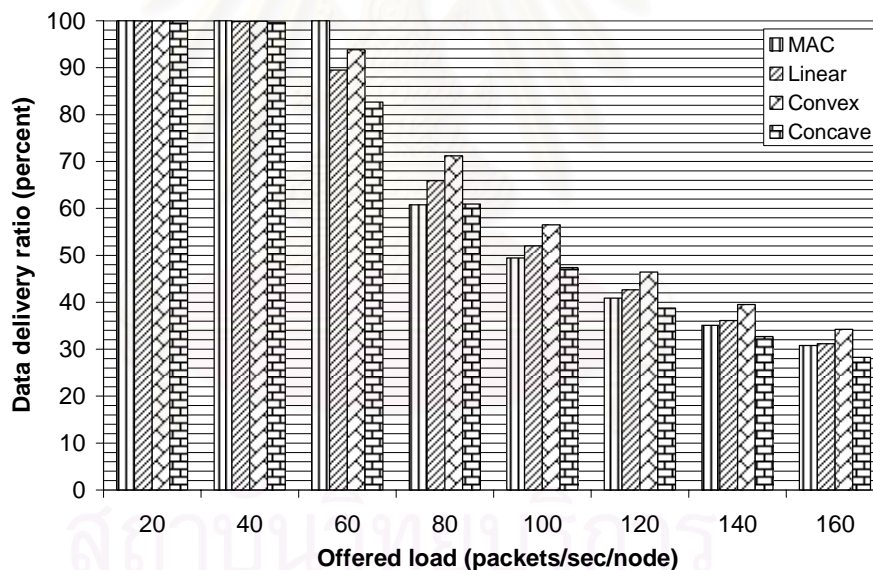
#### 4.2.1.2 ผลการทดสอบและการวิเคราะห์เทคนิคการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ ณ โหนดนั้น ๆ

การทดสอบการกำหนดหน้าต่างการส่งซึ่งในวิธีแรกนี้เป็นการกำหนดค่าตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ของโหนดนั้น ๆ ซึ่งฟังก์ชันที่ใช้กำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งมี 3 ฟังก์ชัน คือ การกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามฟังก์ชันเชิงเส้น กำหนดสัญลักษณ์เป็น Linear การกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามฟังก์ชันนูน กำหนดสัญลักษณ์เป็น Convex การกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามฟังก์ชันเว้า กำหนดสัญลักษณ์เป็น Concave โดยเปรียบเทียบการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตาม

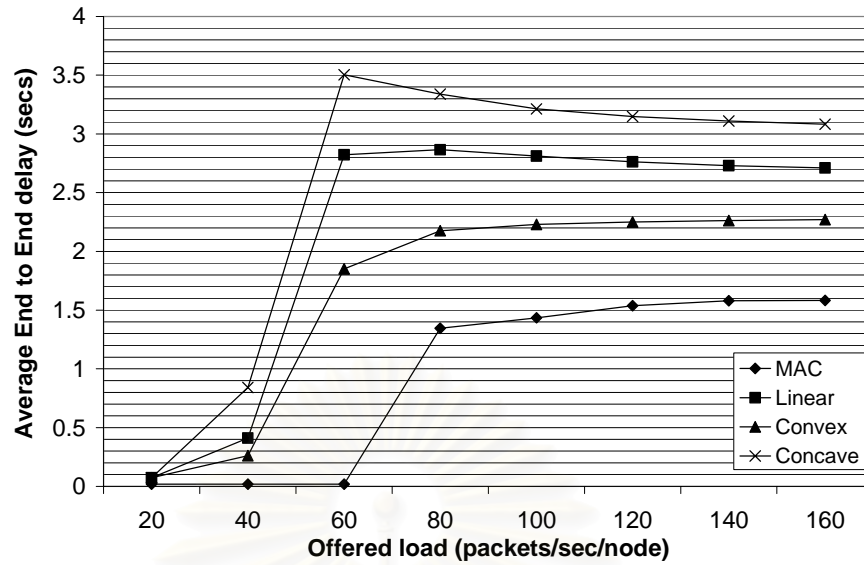
ฟังก์ชัน 3 ฟังก์ชันกับแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 โดยใช้ทอพอโลยีที่ 1 ดังแสดงในรูปที่ 4.1 ในการทดสอบ

ผลที่ได้จากการทดสอบแสดงได้ดังรูปที่ 4.7 คือ เมื่อค่าโหลดขอรับบริการมากกว่า 60 แพ็กเก็ต/วินาที ส่งผลให้ค่าอัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จของการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงตามฟังก์ชันเชิงเส้นและฟังก์ชันนูนสูงกว่าแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 เนื่องจากเมื่อค่าโหลดขอรับบริการต่ำ ๆ การกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงช่องสัญญาณตามฟังก์ชัน 3 ฟังก์ชันที่เสนอส่งผลให้ค่าเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ตของแบบแผนการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงในวิธีที่เสนอมากกว่าของแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 (จากรูปที่ 4.8 ค่าประวิงเวลาเฉลี่ยจากปลายถึงปลายของการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงในวิธีนี้มากกว่าแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 มาก) ทำให้มีค่าอัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จต่ำกว่าในแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 อีกทั้งการที่ค่าเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ตของแบบแผนการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงในวิธีที่เสนอมากกว่าของแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 ทำให้จำนวนแพ็กเก็ตที่ถูกดริอปเนื่องจากบัฟเฟอร์ล้นของแบบแผนการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงในวิธีที่เสนอมากกว่าของแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 ดังแสดงในรูปที่ 4.10 ซึ่งแพ็กเก็ตที่ถูกดริอปเนื่องจากบัฟเฟอร์ล้นส่วนใหญ่ถูกดริอปที่โนดต้นทาง เมื่อค่าโหลดขอรับบริการสูง ๆ ค่าอัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จของแบบแผนการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงในวิธีที่เสนอ (ยกเว้นการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงตามฟังก์ชันเว้า) จะสูงกว่าแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 เนื่องจากการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงตามฟังก์ชันเชิงเส้นหรือฟังก์ชันนูนพิจารณาจากจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ ดังนั้นค่าความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงของโนดถัดจากโนดต้นทาง (โนดที่ 1, 2, 3 และ 4 ในทอพอโลยีที่ 1) มากกว่าของโนดต้นทาง ทำให้โอกาสที่โนดแต่ละโนดจะสุ่มได้ค่า backoff เดียวกันค่อนข้างยากกว่าแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 ซึ่งมีการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงของการพยายามส่งแพ็กเก็ตครั้งแรกในแต่ละแพ็กเก็ตเท่ากับค่าความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงต่ำสุด ทำให้โอกาสที่โนดแต่ละโนดจะสุ่มค่า backoff ของแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 ได้ค่าเดียวกันค่อนข้างสูง ทำให้เมื่อค่าโหลดขอรับบริการสูง ๆ จำนวนแพ็กเก็ตที่ถูกดริอปเนื่องจากการชนกันของแพ็กเก็ตของแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 มากกว่าแบบแผนการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงในวิธีที่เสนอดังแสดงในรูปที่ 4.9 ซึ่งการชนกันของแพ็กเก็ตทำให้ต้องมีการส่งแพ็กเก็ตซ้ำ ส่งผลให้จำนวนแพ็กเก็ตทั้งหมดที่ถูกดริอปเนื่องจากหมดเวลาในการส่งของแบบ

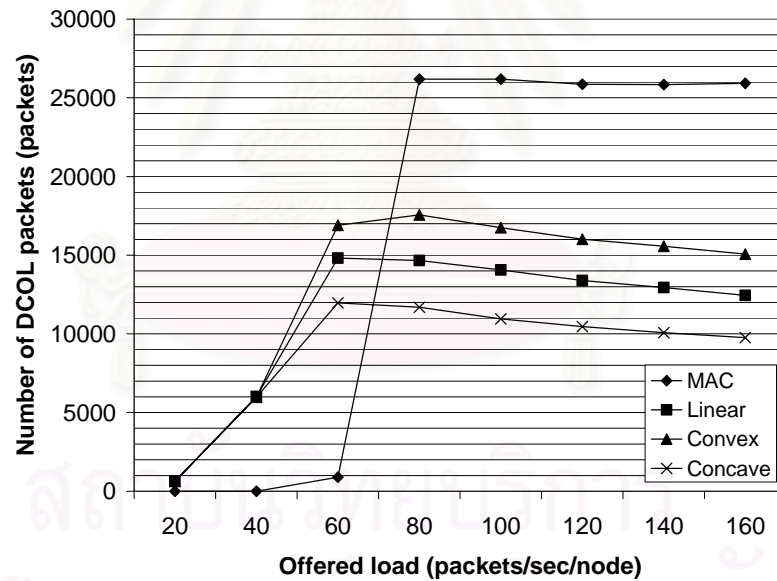
แผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 มากกว่าแบบแผนการกำหนดความกว้างของหน้าตาการช่วงชิงในวิธีที่เสนอดังแสดงในรูปที่ 4.10 และเมื่อพิจารณาค่าประวิงเวลาเฉลี่ยจากปลายถึงปลายในรูปที่ 4.8 จะสังเกตเห็นว่าค่าประวิงเวลาเฉลี่ยจากปลายถึงปลายของแบบแผนการกำหนดความกว้างของหน้าตาการช่วงชิงในวิธีที่เสนอมากกว่าของแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 เนื่องจากการกำหนดค่าความกว้างของหน้าตาการช่วงชิงในการพยายามส่งครั้งแรกในแต่ละแพ็กเก็ตของแบบแผนการกำหนดความกว้างของหน้าตาการช่วงชิงในวิธีที่เสนอมากกว่าของแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 และเมื่อค่าโหลดขอบริการสูงขึ้นค่าประวิงเวลาเฉลี่ยจากปลายถึงปลายของแบบแผนการกำหนดความกว้างของหน้าตาการช่วงชิงตามฟังก์ชันเชิงเส้นหรือฟังก์ชันนูนลดลงเนื่องจากเมื่อค่าโหลดขอบริการสูง ๆ ค่าความกว้างของหน้าตาการช่วงชิงที่กำหนดให้ในการพยายามส่งแพ็กเก็ตครั้งแรกในแต่ละแพ็กเก็ตมีค่าลดลง จึงส่งผลให้ค่าประวิงเวลาเฉลี่ยจากปลายถึงปลายของแบบแผนการกำหนดความกว้างของหน้าตาการช่วงชิงตามฟังก์ชันเชิงเส้นหรือฟังก์ชันนูนลดลง



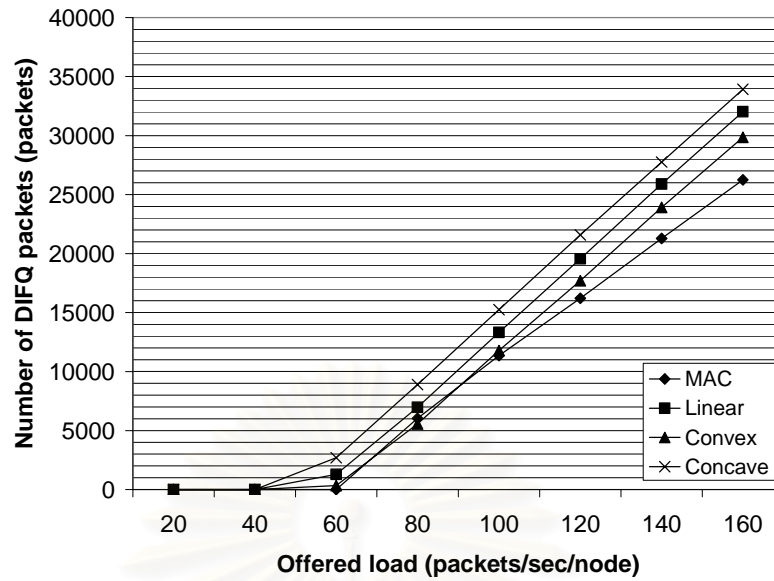
รูปที่ 4.7 อัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าตาการช่วงชิงตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ ณ โหนดนั้น ๆ)



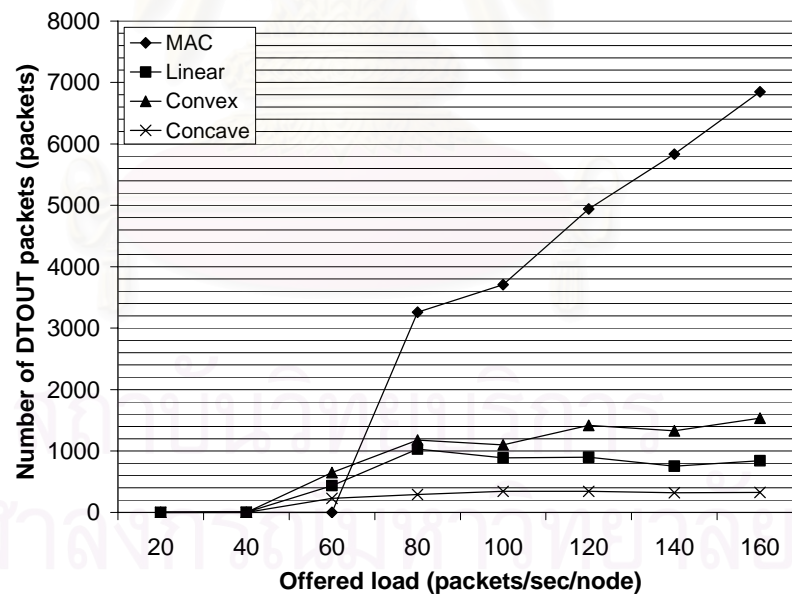
รูปที่ 4.8 ค่าประวิงเวลาเฉลี่ยจากปลายถึงปลายเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามจำนวนแพ็กเกตในบัฟเฟอร์)



รูปที่ 4.9 จำนวนแพ็กเกตทั้งหมดที่ถูกดริอปเนื่องจากการชนกันของแพ็กเกตเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามจำนวนแพ็กเกตในบัฟเฟอร์)



รูปที่ 4.10 จำนวนแพ็กเก็ตทั้งหมดที่ถูกดรอปรเนื่องจากบัฟเฟอร์ล้นเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอ  
บริการ (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามจำนวนแพ็กเก็ตใน  
บัฟเฟอร์)



รูปที่ 4.11 จำนวนแพ็กเก็ตทั้งหมดที่ถูกดรอปรเนื่องจากหมดเวลาในการส่งเมื่อเปลี่ยนแปลง  
ค่าโหลดขอบริการ (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามจำนวน  
แพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์)



ส่วนการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิง โดยใช้ฟังก์ชันว่าจะให้ผลของอัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จต่ำกว่าการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 ในทุกโหนดขอบริการ เนื่องจากการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิง โดยใช้ฟังก์ชันแบบนี้ทำให้โหนดสูญได้ค่าเวลา backoff ที่มากกว่าการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงในวิธีอื่น ส่งผลให้อัตราการส่งแพ็กเก็ตมีค่าต่ำเนื่องจากเกิดการครอบแพ็กเก็ตเนื่องการล้นของบัฟเฟอร์มากกว่ากรณีอื่น อย่างไรก็ตามเมื่อสังเกตค่าประวิงเวลาเฉลี่ยจากปลายถึงปลายของการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงตามฟังก์ชันต่าง ๆ ที่เสนอในรูปที่ 4.8 ก็ยังสูงกว่าวิธีการเข้าถึงตัวกลางอย่างมาก ซึ่งในหัวข้อถัดไปจะนำการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงในวิธีนี้ร่วมกับการลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ตเพื่อให้ประสิทธิภาพในการส่งแพ็กเก็ตที่ดีขึ้น

#### 4.2.1.3 ผลการทดสอบและการวิเคราะห์เทคนิคการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงตามอัตราส่วนของการส่งแพ็กเก็ตในโหนดถัดไปกับโหนดปัจจุบัน

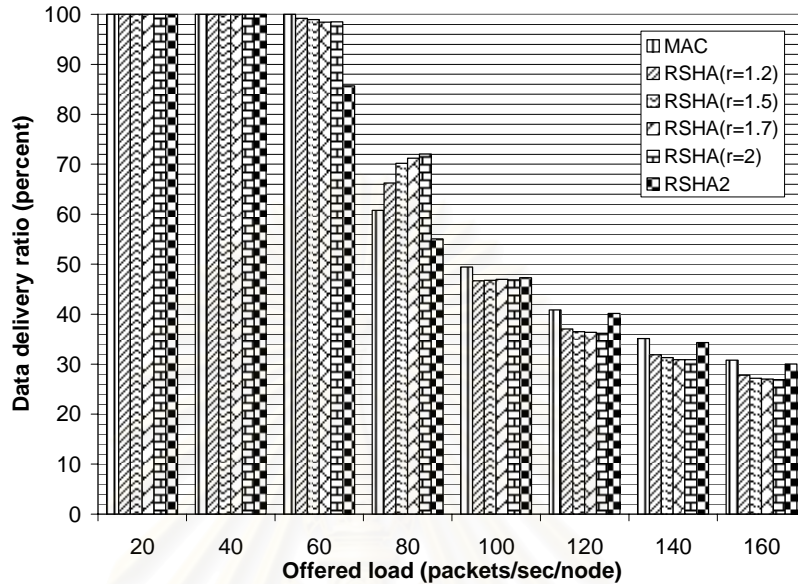
การทดสอบการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงด้วยวิธีการนี้เป็น การนำอัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จในโหนดถัดไป ซึ่งอยู่ใน flow เดียวกับโหนดที่พิจารณา โดยกระบวนการทดสอบได้กำหนดค่า  $num$  ในสมการที่ (3.11) มีค่าเท่ากับ 1.2, 1.5, 1.7 และ 2 ซึ่งกำหนดสัญลักษณ์เป็น RSHA โดยการทดสอบเปรียบเทียบกับ การเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 และการกำหนดหน้าต่างการช่วงชิงโดยใช้สมการที่ (3.12) ซึ่งกำหนดสัญลักษณ์เป็น RSHA2

ผลของการทดสอบแสดงในรูปที่ 4.12 จะสังเกตเห็นว่า ในค่าโหนดขอบริการเกือบทุกค่า (ยกเว้นที่โหนดขอบริการเท่ากับ 80 แพ็กเก็ต/วินาที) ค่าอัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จในการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 จะสูงกว่าในแบบแผนที่เสนอ เนื่องจากเมื่อโหนดขอบริการต่ำ ๆ แบบแผนการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงของวิธีที่เสนอส่งผลให้เกิดการประวิงเวลาในการส่งแพ็กเก็ตมากเกินไป ซึ่งสามารถดูได้จากค่าประวิงเวลาเฉลี่ยจากปลายถึงปลายของการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงของวิธีนี้ที่มากกว่าของแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 ดังแสดงในรูปที่ 4.13 และจากการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงของวิธีนี้ทำให้จำนวนแพ็กเก็ตทั้งหมดที่ถูกครอบเนื่องจากการชนกันของแพ็กเก็ตและเนื่องจากบัฟเฟอร์ล้นของการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงของวิธีนี้มากกว่าของแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 ดังแสดงในรูปที่ 4.14 และ 4.15 แต่เมื่อปริมาณโหนดขอบริการเท่ากับ 80 แพ็กเก็ต/วินาที ค่าอัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จของแบบแผนการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงโดยใช้สมการที่ (3.11) สูงกว่าแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 เนื่องจากจำนวนแพ็กเก็ตที่ถูกครอบ

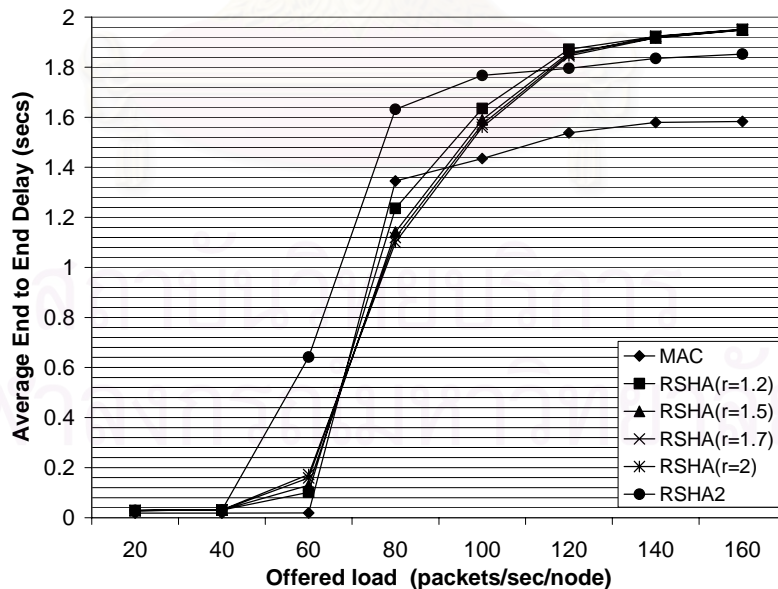
เนื่องจากการชนกันของแพ็กเก็ตของแบบแผนการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งข้อมูลโดยใช้สมการที่ (3.11) น้อยกว่าแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 ซึ่งหมายความว่าโอกาสของการชนกันในการส่งแพ็กเก็ตครั้งแรกในแต่ละแพ็กเก็ตของแบบแผนการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งข้อมูลโดยใช้สมการที่ (3.11) น้อยกว่าแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 นั่นเอง จึงส่งผลให้ค่าอัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จของแบบแผนการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งข้อมูลโดยใช้สมการที่ (3.11) มีค่าสูงกว่าแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 แต่เมื่อค่าโหลดขอรับบริการสูงขึ้นส่งผลให้ผลต่างของจำนวนแพ็กเก็ตที่ส่งของโหนดใด ๆ และจำนวนแพ็กเก็ตที่ยืนยันจากโหนดถัดไปมีค่ามากขึ้น ทำให้ค่าความกว้างของหน้าต่างการส่งข้อมูลของแบบแผนการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งข้อมูลในวิธีต่าง ๆ ที่เสนอมีค่ามาก ส่งผลให้ค่าประวิงเวลาเฉลี่ยจากปลายถึงปลายมากขึ้นไปด้วยดังแสดงในรูปที่ 4.13 และยังส่งผลให้จำนวนแพ็กเก็ตทั้งหมดที่ถูกดรอปรเนื่องจากการชนกันของแพ็กเก็ตลดลงและน้อยกว่าแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 ดังแสดงในรูปที่ 4.14 และเมื่อเปรียบเทียบแบบแผนทุกแบบแผนที่น่าเสนอจะสังเกตเห็นว่าการกำหนดหน้าต่างการส่งข้อมูลโดยใช้สมการที่ (3.11) จะดีกว่าการกำหนดหน้าต่างการส่งข้อมูลโดยใช้สมการที่ (3.12) ในช่วงโหลดขอรับบริการ 60 ถึง 80 แพ็กเก็ต/วินาที ทั้งนี้เนื่องจากโอกาสที่ค่า backoff ที่ได้จากการสุ่มความกว้างของหน้าต่างการส่งข้อมูล โดยการกำหนดหน้าต่างการส่งข้อมูลโดยใช้สมการที่ (3.12) จะได้ค่าเดียวกันมีค่ามากเพราะว่าในช่วงโหลดขอรับบริการนี้การกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งข้อมูล จะมีค่าน้อย แต่เมื่อปริมาณโหลดขอรับบริการมีค่ามากส่งผลให้ความกว้างของหน้าต่างการส่งข้อมูล โดยการกำหนดหน้าต่างการส่งข้อมูลโดยใช้สมการที่ (3.11) จะมีค่ามากกว่าการกำหนดหน้าต่างการส่งข้อมูลโดยใช้สมการที่ (3.12) ส่งผลให้อัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จน้อยกว่านั่นเอง

สรุปว่าค่าอัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จของแบบแผนการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งข้อมูลของวิธีที่เสนอดีกว่าแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 (ยกเว้นที่โหลดขอรับบริการ 80 แพ็กเก็ต/วินาที) เนื่องจากแบบแผนการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งข้อมูลของวิธีที่เสนอส่งผลให้เกิดการประวิงเวลาในการส่งแพ็กเก็ตมากขึ้นไปโดยข้อแตกต่างของแบบแผนการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งข้อมูลโดยใช้สมการที่ (3.11) และ (3.12) คือ โอกาสที่โหนดแต่ละโหนดจะสุ่มค่า backoff ได้ค่าเดียวกันเมื่อใช้สมการที่ (3.12) มากกว่าเมื่อใช้สมการที่ (3.11) ทำให้เมื่อโหลดขอรับบริการสูง ๆ จำนวนแพ็กเก็ตทั้งหมดที่ถูกดรอปรเนื่องจากการชนกันของแพ็กเก็ตของการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งข้อมูลโดยใช้สมการที่ (3.12) มากกว่าเมื่อใช้สมการที่ (3.11) ซึ่งในหัวข้อถัดไปจะได้นำการกำหนดความกว้างของหน้าต่าง

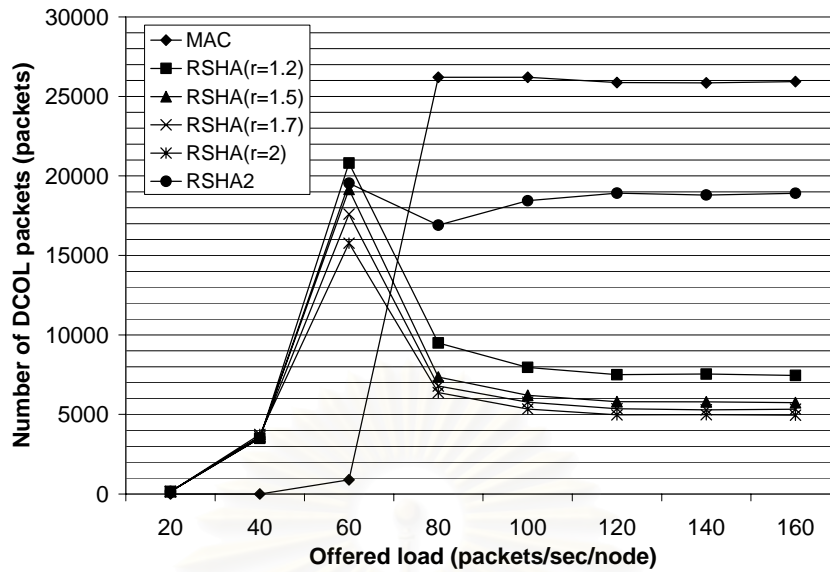
การช่วงชิง โดยใช้สมการที่ (3.12) ไปใช้ร่วมกับการลดเวลาการรอคอยในการส่งแพ็กเก็ตเพื่อให้ประสิทธิภาพในการส่งแพ็กเก็ตที่ดีขึ้น



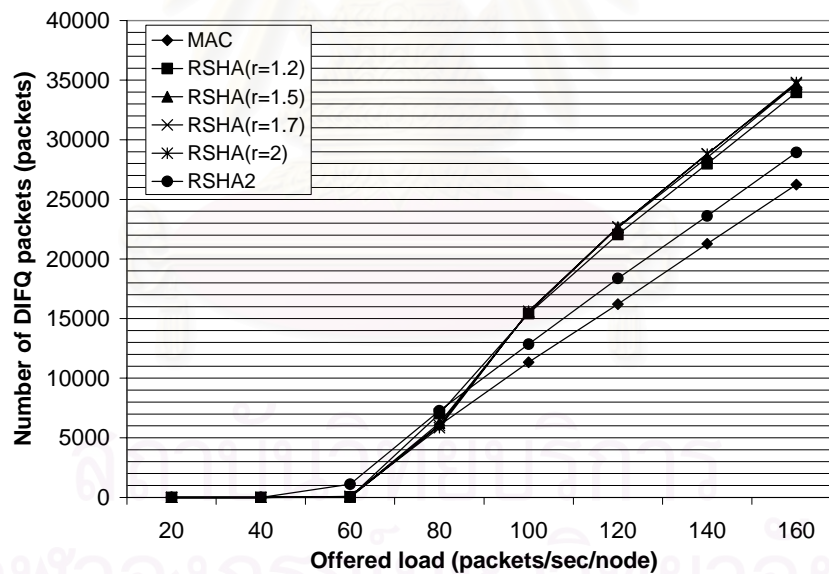
รูปที่ 4.12 อัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงตามอัตราส่วนของการส่งแพ็กเก็ตในเน็ตเวิร์กปัจจุบัน)



รูปที่ 4.13 ค่าประวิงเวลาเฉลี่ยจากปลายถึงปลายเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงตามอัตราส่วนของการส่งแพ็กเก็ตในเน็ตเวิร์กปัจจุบัน)



รูปที่ 4.14 จำนวนแพ็กเก็ตทั้งหมดที่ถูกดริอปเนื่องจากการชนกันของแพ็กเก็ตเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามอัตราส่วนของการส่งแพ็กเก็ตในโนดถัดไปกับโนดปัจจุบัน)



รูปที่ 4.15 จำนวนแพ็กเก็ตทั้งหมดที่ถูกดริอปเนื่องจากรีเฟอร์ล้นเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีกำหนดขนาดของหน้าต่างการส่งซึ่งตามอัตราส่วนของการส่งแพ็กเก็ตในโนดถัดไปกับโนดปัจจุบัน)

#### 4.2.1.4 ผลการทดสอบและการวิเคราะห์เทคนิคการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิง ตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ ณ โหนดนั้น ๆ กับโนดถัดไป

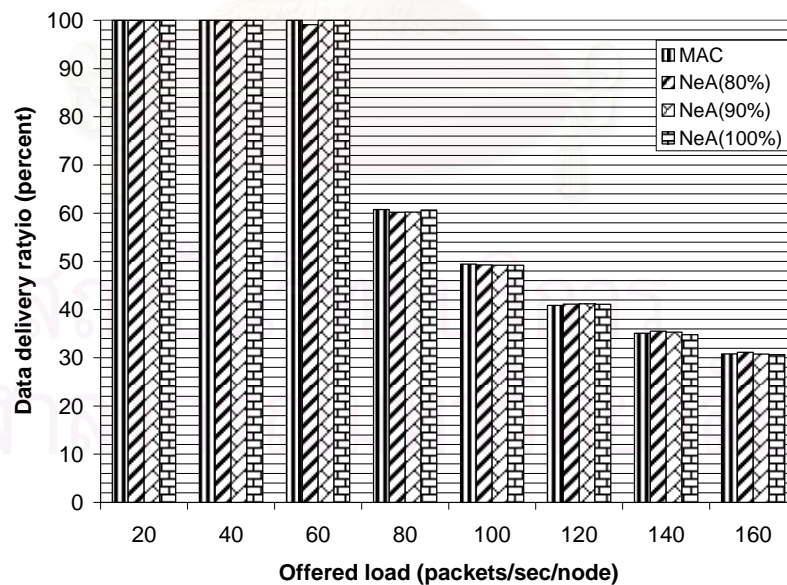
การทดสอบการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงด้วยวิธีการนี้เป็นการนำข้อมูลจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ของโนดถัดไปมาใช้ร่วมกับข้อมูลจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ของโนดที่พิจารณาเพื่อใช้ในการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิง ตามตารางที่ 3.2 ซึ่งการทดสอบในแบบแผนที่เสนอในวิธีการนี้จะกำหนดค่าเริ่มเปลี่ยนจากสถานะปกติเป็นสถานะที่มีแพ็กเก็ตอยู่ในบัฟเฟอร์มากไว้ที่ร้อยละ 80, 90 และ 100 ของขนาดบัฟเฟอร์ โดยใช้สัญลักษณ์ NeA แทนผลที่ได้จากการทดสอบของการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงด้วยวิธีการนี้

ผลของการทดสอบแสดงดังรูปที่ 4.16 จะสังเกตเห็นว่าเมื่อพิจารณาปริมาณโหลดขอบริการต่ำ ๆ (20-60 แพ็กเก็ต/วินาที) ค่าอัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จของเทคนิคที่นำเสนอจะให้ผลที่เหมือนกับเทคนิคการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 ยกเว้นกรณีกำหนดค่าเริ่มเปลี่ยนไว้ที่ร้อยละ 80 ของขนาดบัฟเฟอร์ที่ให้ค่าอัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จที่ต่ำกว่ากรณีอื่น ๆ เนื่องจากเมื่อแพ็กเก็ตเริ่มมีการสะสมในบัฟเฟอร์มากขึ้นส่งผลให้เทคนิคการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงในวิธีนี้ (กรณีขีดเริ่มเปลี่ยนที่ร้อยละ 80 ของขนาดบัฟเฟอร์) จะมีการใช้เทคนิคการปรับความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงก่อนกรณีที่กำหนดขีดเริ่มเปลี่ยนที่ร้อยละ 90 หรือ 100 ของขนาดบัฟเฟอร์ แต่ผลที่ได้จากการทดสอบกรณีกำหนดขีดเริ่มเปลี่ยนที่ร้อยละ 80 ของขนาดบัฟเฟอร์ในการปรับความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงนี้ไม่ได้ทำให้ค่าอัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จสูงกว่าเทคนิคการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 แต่การกำหนดขีดเริ่มเปลี่ยนไว้ที่ร้อยละ 80 ของขนาดบัฟเฟอร์นี้ไปส่งผลกระทบต่อให้เกิดการประวิงเวลามากกว่ากรณีอื่น ๆ ดังแสดงในรูปที่ 4.17 ทำให้อัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จเมื่อกำหนดขีดเริ่มเปลี่ยนไว้ที่ร้อยละ 80 ของขนาดบัฟเฟอร์มีค่าน้อยกว่าวิธีอื่น ๆ เมื่อโหลดขอบริการมากขึ้นอัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จกรณีที่กำหนดขีดเริ่มเปลี่ยนไว้ที่ร้อยละ 90 ของขนาดบัฟเฟอร์จะเริ่มต่ำกว่ากรณีที่กำหนดขีดเริ่มเปลี่ยนไว้ที่ร้อยละ 80 ส่วนกรณีที่กำหนดขีดเริ่มเปลี่ยนไว้ที่ร้อยละ 100 ของขนาดบัฟเฟอร์จะให้ผลอัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จที่ใกล้เคียงกับกรณีเทคนิคการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 โดยการกำหนดขีดเริ่มเปลี่ยนไว้ที่ร้อยละ 80 ของขนาดบัฟเฟอร์ แม้จะทำให้เกิดการประวิงเวลาเฉลี่ยจากปลายถึงปลายมากกว่าวิธีอื่น ๆ ดังแสดงในรูปที่ 4.17 แต่การกำหนดขีดเริ่มเปลี่ยนไว้ที่ 80 เปอร์เซ็นต์ของขนาดบัฟเฟอร์จะมีการเตือนไปยังโนดก่อนหน้าให้ชะลอการส่ง (โดยการกำหนดค่าความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงเท่ากับค่าความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงสูงสุด) เนื่องจากโนดที่พิจารณาในจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์อยู่มากแล้ว ถ้ามีการส่งแพ็กเก็ตด้วยอัตราเร็วเท่าเดิมอาจทำให้เกิดบัฟเฟอร์ล้นได้ จึงเป็นเหตุผลที่ทำให้ค่าประวิงเวลาเฉลี่ยจากปลายถึงปลายของการกำหนด

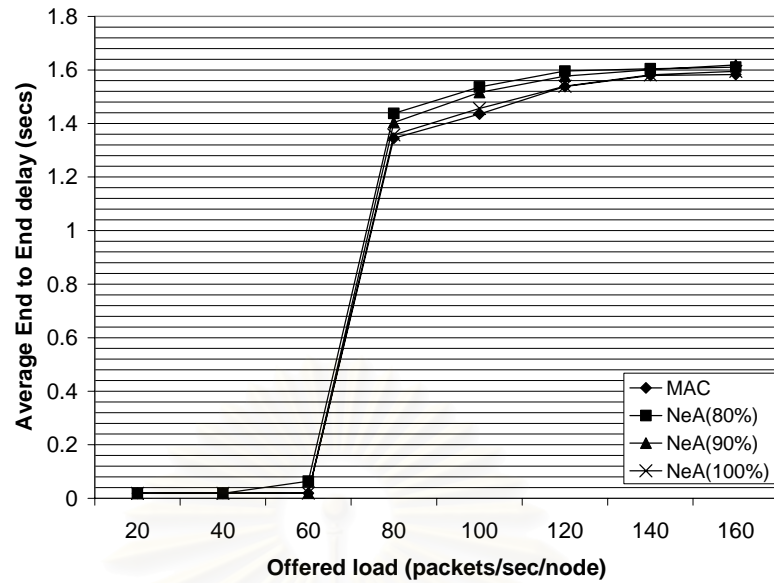


ขีดเริ่มเปลี่ยนไว้ที่ร้อยละ 80 ของขนาดบัฟเฟอร์มีค่าประวิงเวลาเฉลี่ยจากปลายถึงปลายมากกว่าวิธีอื่น ๆ ในขณะที่จำนวนแพ็กเก็ตที่ถูกดรอปรเนื่องจากรันนิงของการกำหนดขีดเริ่มเปลี่ยนไว้ที่ร้อยละ 80 ของขนาดบัฟเฟอร์มากกว่าวิธีอื่น ๆ ด้วยดังแสดงในรูปที่ 4.18 โดยเมื่อสามารถแก้ปัญหาอันเนื่องมาจากแพ็กเก็ตถูกดรอปรเนื่องจากรันนิงในโนดถัดไปได้ จึงส่งผลให้ค่าอัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จของแบบแผนกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งเมื่อกำหนดขีดเริ่มเปลี่ยนไว้ที่ร้อยละ 80 ของขนาดบัฟเฟอร์ มีค่าสูงกว่าแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11

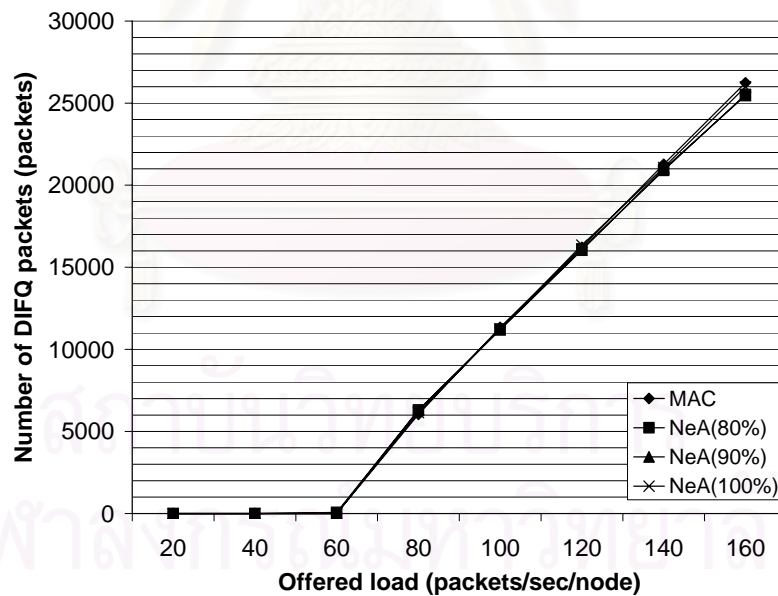
สรุปเทคนิคการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งในวิธีนี้กรณีที่กำหนดขีดเริ่มเปลี่ยนไว้ที่ร้อยละ 80 ของขนาดบัฟเฟอร์จะให้ค่าอัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จที่สูงกว่าเทคนิคการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 ในกรณีที่โหลดขอบริการสูง ๆ แต่มีข้อเสียคือค่าประวิงเวลาเฉลี่ยของวิธีการกำหนดค่าความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งในวิธีนี้สูงกว่าแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 และค่าประวิงเวลาที่สูงกว่านี้ส่งผลให้จำนวนแพ็กเก็ตที่ถูกดรอปรเนื่องจากหมดเวลาในการส่งของแบบแผนการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งในวิธีนี้มากกว่าแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 ด้วยดังแสดงในรูปที่ 4.19 ดังนั้นในหัวข้อถัดไปจะนำแบบแผนการลดเวลาการรอคอยในการส่งแพ็กเก็ตมาใช้ร่วมกับเทคนิคการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งในวิธีนี้เพื่อขจัดปัญหาอันเนื่องมาจากการประวิงเวลาที่มากเกินไปในการส่งแพ็กเก็ต



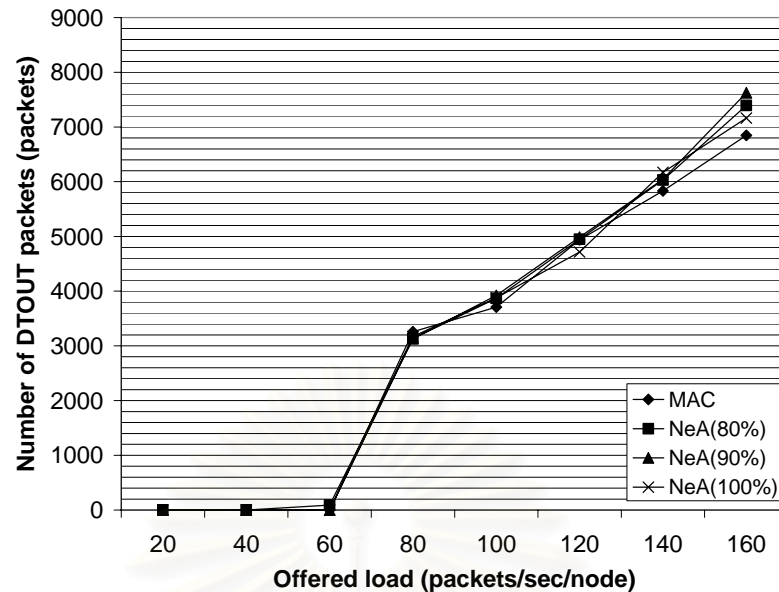
**รูปที่ 4.16** อัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ ณ โหนดนั้นกับโนดถัดไป)



รูปที่ 4.17 ค่าประวิงเวลาเฉลี่ยจากปลายถึงปลายเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ(กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ ณ โหนดนั้นกับโนดถัดไป)



รูปที่ 4.18 จำนวนแพ็กเก็ตทั้งหมดที่ถูกดริอปเนื่องจากบัฟเฟอร์ล้นเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ ณ โหนดนั้นกับโนดถัดไป)



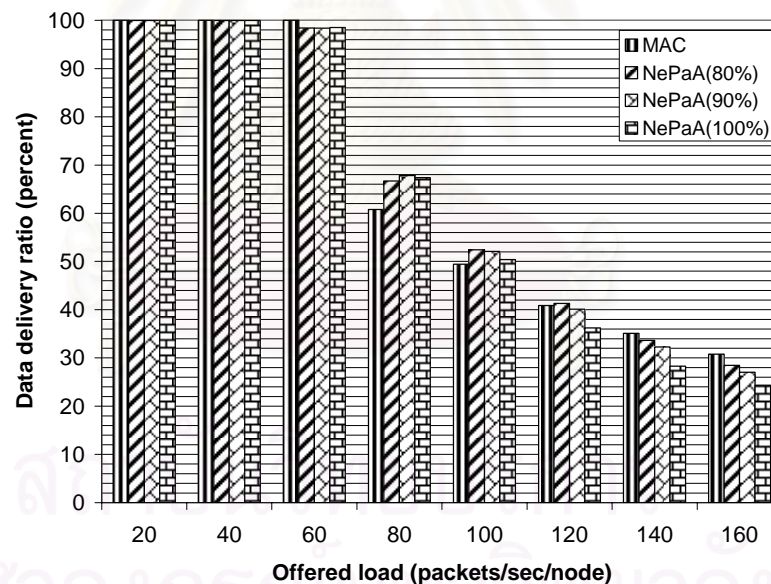
**รูปที่ 4.19** จำนวนแพ็กเก็ตทั้งหมดที่ถูกดรอปรเนื่องจกหมดเวลาในการส่งเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอปรการ (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่าการช่วงซิงตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ ณ โหนดนั้นกับโนดถัดไป

#### 4.2.1.5 ผลการทดสอบและการวิเคราะห์เทคนิคการกำหนดความกว้างของหน้าต่าการช่วงซิงตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ ณ โหนดนั้น ๆ โหนดก่อนหน้าและโนดถัดไป

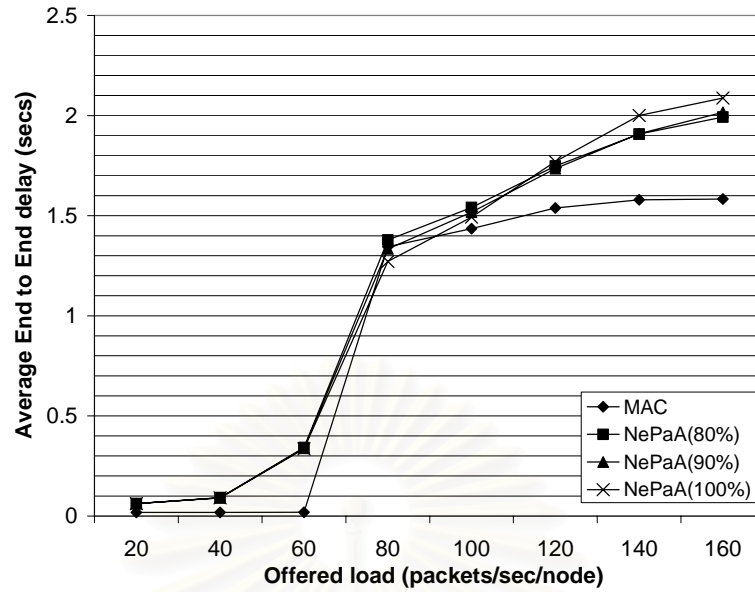
การทดสอบการกำหนดความกว้างของหน้าต่าการช่วงซิงด้วยวิธีการนี้เป็นการนำข้อมูลจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ของโนดก่อนหน้าและโนดถัดไปของโนดที่พิจารณามาใช้ร่วมกับข้อมูลจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ของโนดที่พิจารณาเพื่อใช้ในการกำหนดความกว้างของหน้าต่าการช่วงซิง ตามตารางที่ 3.3 ซึ่งการทดสอบในแบบแผนที่เสนอในวิธีการนี้จะกำหนดขีดเริ่มเปลี่ยนจากสถานะปกติเป็นสถานะที่มีแพ็กเก็ตอยู่ในบัฟเฟอร์มากไว้ที่ร้อยละ 80, 90 และ 100 ของขนาดบัฟเฟอร์ โดยใช้สัญลักษณ์ NePaA แทนผลที่ได้จากการทดสอบในวิธีนี้

โดยผลของการทดสอบแสดงดังรูปที่ 4.20 เมื่อปริมาณโหลดขอปรการมีค่าเท่ากับ 60 แพ็กเก็ต/วินาที อัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จของแบบแผนการกำหนดหน้าต่าการช่วงซิงด้วยวิธีการนี้จะต่ำกว่าในแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 เนื่องจากการกำหนดความกว้างของหน้าต่าการช่วงซิงของวิธีการนี้ส่งผลให้เกิดการประวิงเวลามากกว่าแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 ดังแสดงในรูปที่ 4.21 เมื่อปริมาณโหลดขอปรการมากขึ้น (ในช่วง 80-100 แพ็กเก็ต/วินาที) ส่งผลให้อัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จของแบบแผนการกำหนดความกว้างของหน้าต่าการช่วงซิงด้วยวิธีการนี้สูงกว่าแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 เนื่องจากการกำหนดค่าความกว้างของหน้าต่า

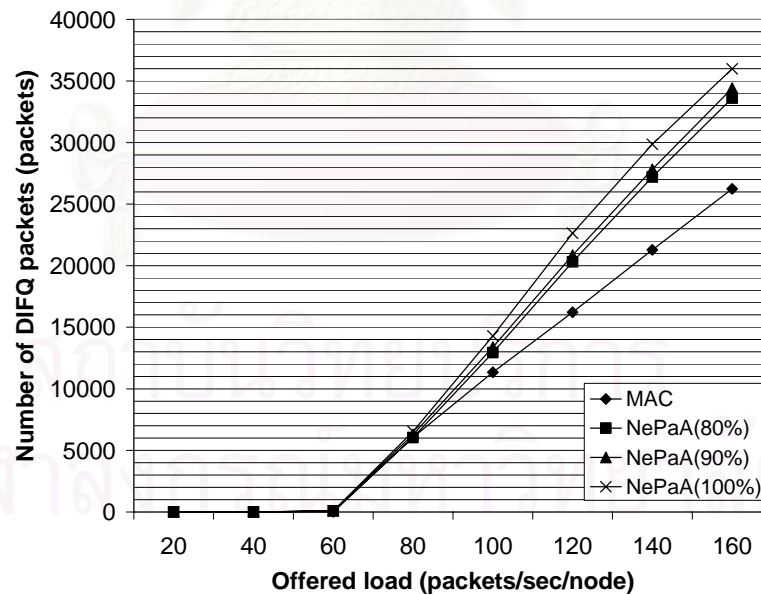
การช่วงชิงของวิธีนี้ลดปัญหาเนื่องจากการครอบงำของแพ็กเก็ตเนื่องจากบัฟเฟอร์ล้นในโนดถัดไป ซึ่งในแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 ไม่มีการพิจารณาจำนวนแพ็กเก็ตในโนดถัดไป ดังนั้นเมื่อโนดส่งแพ็กเก็ตไปแล้วอาจเกิดการครอบงำแพ็กเก็ตเนื่องจากบัฟเฟอร์ล้นได้ ซึ่งแตกต่างจากแบบแผนการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงของวิธีการนี้ที่มีการพิจารณาจำนวนแพ็กเก็ตของโนดถัดไปและโนดก่อนหน้าด้วย ดังนั้นจึงทำให้ค่าอัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จของวิธีที่เสนอสูงกว่าของแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 แต่เมื่อค่าโหลดขอปรบริการมากขึ้นการกำหนดค่าความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงของวิธีการนี้ให้ค่าอัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จที่ต่ำกว่าเนื่องจากจำนวนแพ็กเก็ตที่ต้นทางมีมาก ทำให้ค่าความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงส่วนใหญ่จะมีค่าเท่ากับค่าความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงสูงสุด ส่งผลให้เกิดการประวิงเวลาในการส่งแพ็กเก็ตมากกว่าแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 ดังแสดงในรูปที่ 4.21 และส่งผลให้จำนวนแพ็กเก็ตที่ถูกครอบงำเนื่องจากบัฟเฟอร์ล้นที่โนดต้นทางมีค่ามากด้วยดังแสดงในรูปที่ 4.22



รูปที่ 4.20 อัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอปรบริการ (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ ณ โหนดนั้น ๆ โหนดก่อนหน้าและโนดถัดไป)



รูปที่ 4.21 ค่าประวิงเวลาเฉลี่ยจากปลายถึงปลายเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ ณ โหนดนั้น ๆ โหนดก่อนหน้าและโนดถัดไป)



รูปที่ 4.22 จำนวนแพ็กเก็ตทั้งหมดที่ถูกครอบงำเนื่องจากบัฟเฟอร์ล้นเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีกำหนดขนาดของหน้าต่างการช่วงชิงตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ ณ โหนดนั้น ๆ โหนดก่อนหน้าและโนดถัดไป)



สรุปว่าค่าอัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จของแบบแผนการกำหนดค่าความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงในวิธีนี้จะสูงกว่าแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 ในช่วงโหลดขอบริการเท่ากับ 80-100 แพ็กเก็ต/วินาที เนื่องจากกรณีค่าโหลดขอบริการมีค่าต่ำหรือสูงเกินไป การกำหนดค่าความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงในวิธีนี้ส่งผลให้เกิดการประวิงเวลาของการส่งแพ็กเก็ตที่มากเกินไป ดังนั้นในหัวข้อถัดไปจะนำแบบแผนการลดเวลาการรอคอยในการส่งแพ็กเก็ตมาใช้ร่วมกับเทคนิคการกำหนดค่าความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงในวิธีนี้เพื่อขจัดปัญหาอันเนื่องมาจากการประวิงเวลาที่มากเกินไปในการส่งแพ็กเก็ต

#### 4.2.2 ผลการทดสอบและการวิเคราะห์เทคนิคแบบผสม

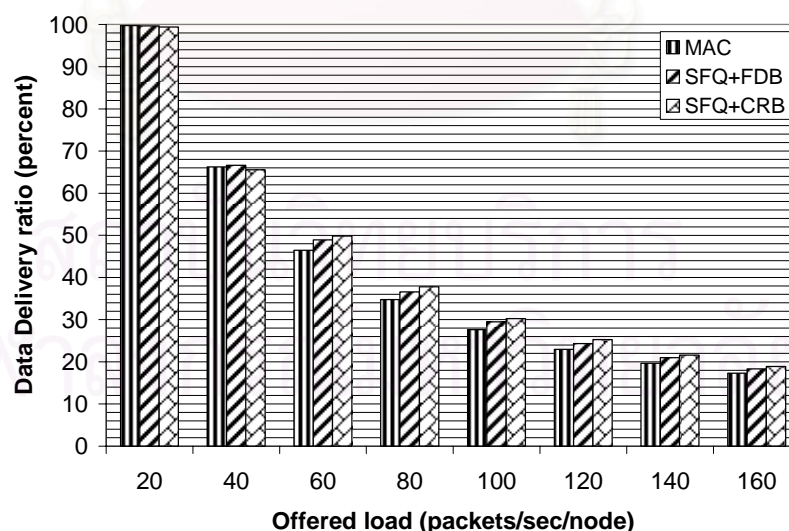
ในการทดสอบแต่ละแบบแผนที่น่าเสนอในหัวข้อที่ผ่านมา ค่าอัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จของวิธีที่น่าเสนอจะมีค่าต่ำกว่าในแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 ในบางโหลดขอบริการ เนื่องจากการกำหนดค่าความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงของวิธีที่น่าเสนอถึงแม้จะกำหนดจากสภาพความคับคั่งของโหนดที่พิจารณาหรือโหนดข้างเคียงขณะนั้น (ดูจากจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์) แต่ในบางโหลดขอบริการการกำหนดค่าความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงในวิธีการที่น่าเสนอส่งผลให้เกิดการประวิงเวลาในการส่งแพ็กเก็ตที่มากเกินไป ส่งผลให้ค่าอัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จมีค่าต่ำ ดังนั้นการทดสอบในหัวข้อนี้จะเพิ่มแบบแผนการลดเวลาการรอคอยในการส่งแพ็กเก็ต ซึ่งเป็นารผสมแบบแผนวิธีที่น่าเสนอในหัวข้อก่อนหน้าร่วมกับการลดเวลาการรอคอยในการส่งแพ็กเก็ตในหัวข้อนี้ โดยมีความมุ่งหวังว่าเมื่อลดเวลาการรอคอยในการส่งแพ็กเก็ตแล้วน่าจะส่งผลให้ค่าอัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จเพิ่มขึ้น

##### 4.2.2.1 ผลการทดสอบและการวิเคราะห์เทคนิคการจัดแถวคอยวิธี Start time fair queueing ร่วมกับการใช้เทคนิค Fast Decreasing Backoff หรือ Conditional Renewal Backoff

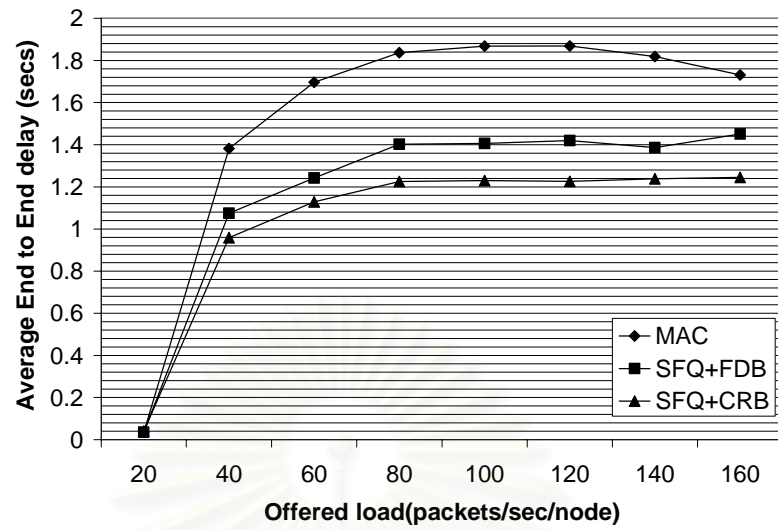
ในการทดสอบในแบบแผนนี้เป็นการนำเทคนิคการจัดแถวคอยวิธี Start time fair queueing มาใช้ร่วมกับแบบแผนการลดเวลาการรอคอยในการส่งแพ็กเก็ต โดยการทดสอบจะใช้ทอพอโลยีในรูปที่ 4.2 ในการทดสอบ โดยกำหนดให้ flow 1 (โหนด 0 ส่งไปยังโหนด 6) และ flow 2 (โหนด 1 ไปยังโหนด 7) มีโหลดขอบริการที่เท่ากัน จากผลของการทดสอบแสดงในรูปที่ 4.23 จะสังเกตเห็นว่า เมื่อค่าโหลดขอบริการสูงกว่า 40 แพ็กเก็ต/วินาที ค่าอัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จในวิธีที่เสนอจะให้ค่าสูงกว่ากรณีการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 เนื่องจากการเพิ่มแบบแผนการลดเวลาการรอคอยในการส่งแพ็กเก็ตส่งผลให้ค่าเวลาในการรอคอยในการส่งแพ็กเก็ตน้อยกว่ากรณีการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 แต่การส่งแพ็กเก็ตที่เร็วขึ้นนี้

ส่งผลให้จำนวนแพ็กเก็ตที่ถูกดรอปรเนื่องจากการชนกันของแพ็กเก็ตในแบบแผนที่นำเสนอ โดยเฉพาะในวิธีการลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ตในวิธี Fast Decreasing Backoff มีค่าสูงกว่าในกรณีการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 ดังแสดงในรูปที่ 4.26 แต่การชนกันของแพ็กเก็ตโดยมากเป็นการชนกันของแพ็กเก็ต RTS แต่เมื่อดูจำนวนแพ็กเก็ตที่ถูกดรอปรเนื่องจากบัฟเฟอร์ล้นในรูปที่ 4.27 มีค่าน้อยกว่ากรณีการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 อย่างมาก ซึ่งเมื่อดูภาพโดยรวมจะเห็นว่าค่าประวิงเวลาเฉลี่ยจากปลายถึงปลายของแบบแผนที่เสนอจะต่ำกว่ากรณีการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 อย่างมาก ดังแสดงในรูปที่ 4.24 และเมื่อพิจารณาค่าความยุติธรรมในการส่งแพ็กเก็ตในรูปที่ 4.25 ในแบบแผนที่เสนอจะให้ค่าต่ำกว่ากรณีการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 เนื่องจากในวิธีที่นำเสนอมีการสลับลำดับแพ็กเก็ตในการส่ง ส่งผลให้อาจมีบาง flow มีการเข้าถึงตัวกลางมากกว่าอีก flow หนึ่งได้

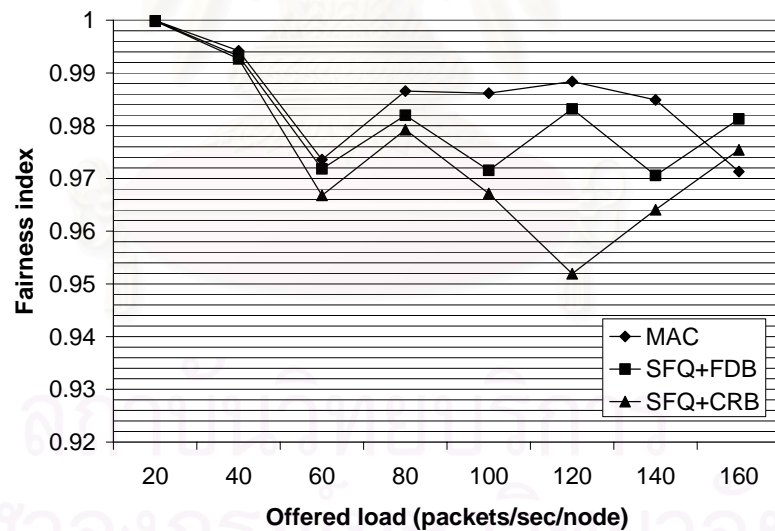
สรุปเมื่อมีการเพิ่มแบบแผนการลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ตร่วมกับเทคนิคการจัดแถวคอยวิธี Start time fair queueing ส่งผลให้ค่าอัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จในแบบแผนที่นำเสนอดีกว่าแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 ในทุกค่าโหลดขอบริการที่มากกว่า 40 แพ็กเก็ต/วินาที และเมื่อเปรียบเทียบในแบบแผนการลดเวลาทั้ง 2 วิธี จะเห็นว่าในแบบแผนการลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ตโดยใช้วิธี Conditional Renewal Backoff จะมีประสิทธิภาพที่ดีกว่าวิธี Fast Decreasing Backoff เนื่องจากโอกาสการชนกันของแพ็กเก็ตในวิธี Conditional Renewal Backoff จะมีค่าน้อยกว่าวิธี Fast Decreasing Backoff นั้นเอง



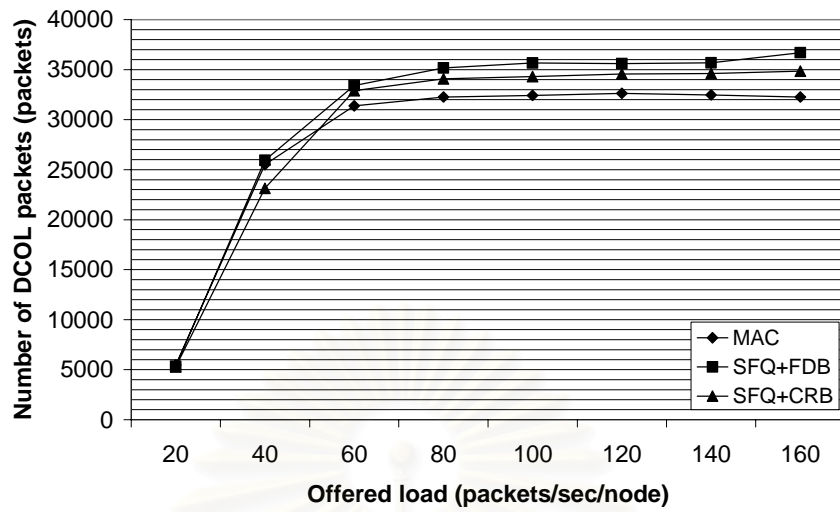
รูปที่ 4.23 อัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีการจัดแถวคอยที่นำเสนอร่วมกับการใช้เทคนิคลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ต)



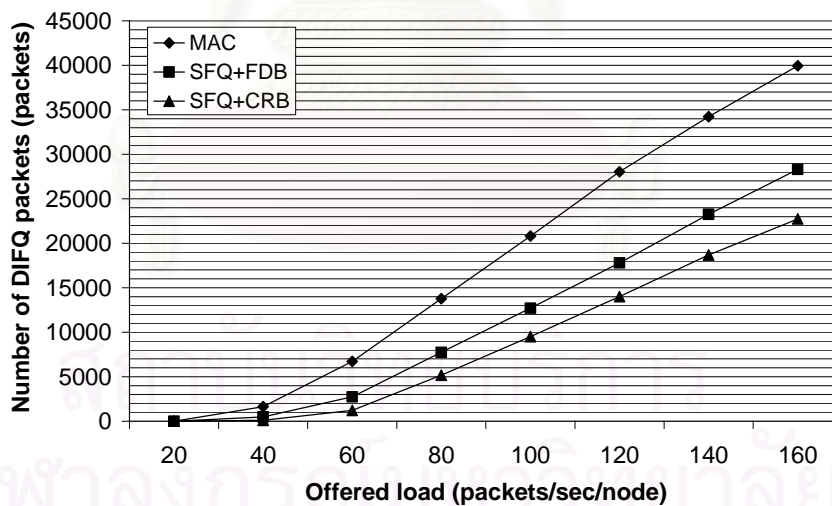
รูปที่ 4.24 ค่าประวิงเวลาเฉลี่ยจากปลายถึงปลายเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีการจัดแถวคอยที่นำเสนอร่วมกับการใช้เทคนิคลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเกต)



รูปที่ 4.25 ค่าความยุติธรรมของการส่งแพ็กเกตข้อมูลเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีการจัดแถวคอยที่นำเสนอร่วมกับการใช้เทคนิคลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเกต)



รูปที่ 4.26 จำนวนแพ็กเก็ตทั้งหมดที่ถูกดริอปเนื่องจากการชนกันของแพ็กเก็ตเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีการจัดแถวคอยที่นำเสนอรวมกับการใช้เทคนิคลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ต)



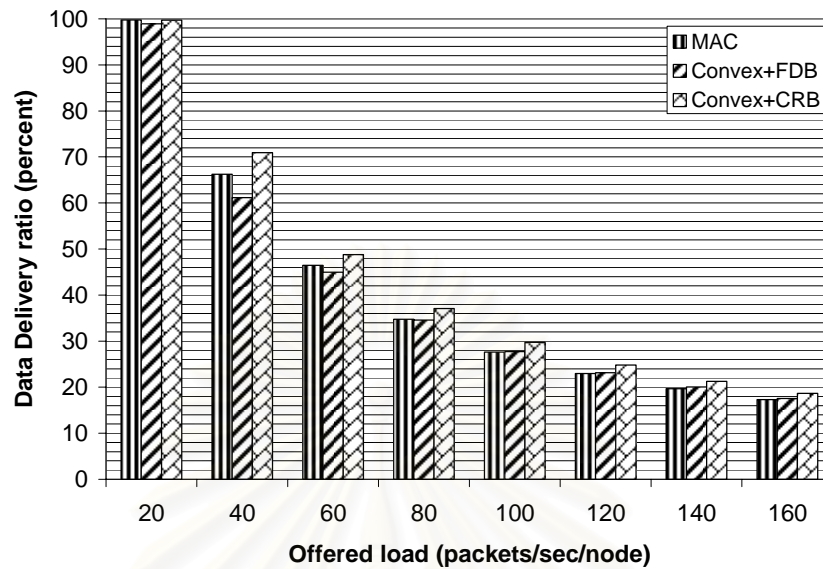
รูปที่ 4.27 จำนวนแพ็กเก็ตทั้งหมดที่ถูกดริอปเนื่องจากบัฟเฟอร์ล้นเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีการจัดแถวคอยที่นำเสนอรวมกับการใช้เทคนิคลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ต)

#### 4.2.2.2 ผลการทดสอบและการวิเคราะห์เทคนิคการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ ณ โหนดนั้น ๆ ร่วมกับการใช้เทคนิค Fast Decreasing Backoff หรือ Conditional Renewal Backoff

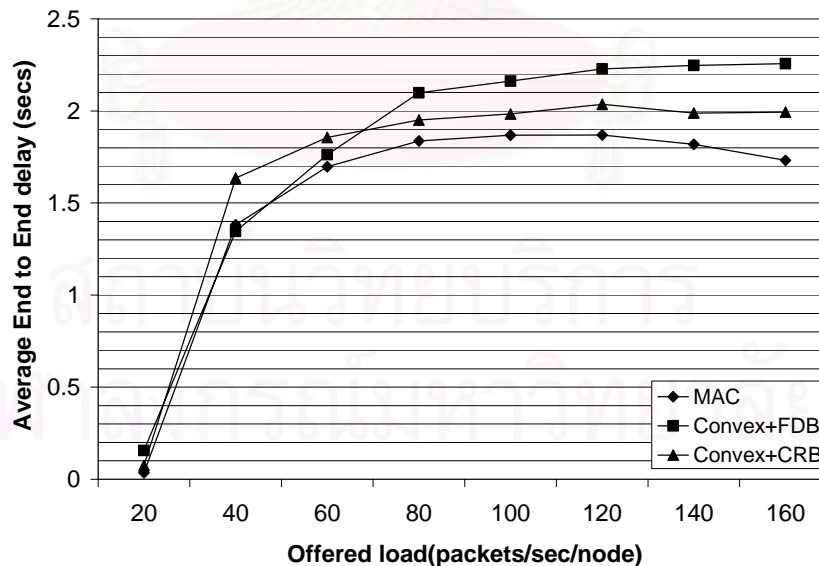
ในการทดสอบในแบบแผนกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ ณ โหนดนั้น ๆ ร่วมกับการใช้เทคนิคการลดเวลาการรอคอยการส่งแพ็กเก็ต โดยทดสอบใช้ทอพอโลยีในรูปที่ 4.2 ซึ่งผลของการทดสอบดังแสดงในรูปที่ 4.28 จะสังเกตเห็นว่าค่าอัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จในแบบแผนการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ ณ โหนดนั้น ๆ ร่วมกับการใช้เทคนิคการลดเวลาการรอคอยในการส่งแพ็กเก็ตโดยใช้วิธี Conditional Renewal Backoff จะสูงกว่าแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 ในทุกค่าโหลดขอบริการ เนื่องจากการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งในวิธีนี้ร่วมกับการใช้แบบแผนการลดเวลาการรอคอยในการส่งแพ็กเก็ตแบบ Conditional Renewal Backoff ซึ่งช่วยลดเวลาการรอคอยในการส่งแพ็กเก็ตอย่างมากดูได้จากจำนวนแพ็กเก็ตทั้งหมดที่ถูกดริอปเนื่องจากบัฟเฟอร์ล้นน้อยกว่าในแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 และโอกาสที่แพ็กเก็ตจะเกิดการชนกันเนื่องจากโนดแต่โนดส่งค่า backoff ได้ค่าเท่ากันเป็นไปได้ยากกว่าในวิธีการลดเวลาการรอคอยในการส่งแพ็กเก็ตแบบ Fast Decreasing Backoff จึงทำให้อัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จในแบบแผนการลดเวลาการรอคอยในการส่งแพ็กเก็ตแบบ Conditional Renewal Backoff มีค่าสูงกว่าในแบบแผนอื่น ๆ ส่วนในแบบแผนการลดเวลาการรอคอยในการส่งแพ็กเก็ตแบบ Fast Decreasing Backoff น่าจะช่วยลดปัญหาเนื่องจากการประวิงเวลาในการส่งแพ็กเก็ตมากกว่าแบบแผนการลดเวลาการรอคอยในการส่งแพ็กเก็ตแบบ Conditional Renewal Backoff แต่การลดเวลาในการรอคอยในการส่งแพ็กเก็ตที่มากอาจส่งผลให้โอกาสการชนกันของแพ็กเก็ตสูงขึ้นตามไปด้วย แต่เมื่อสังเกตจำนวนแพ็กเก็ตที่ถูกดริอปเนื่องจากการชนกันของแพ็กเก็ต ในรูปที่ 4.31 ของแบบแผน Fast Decreasing Backoff มีค่าน้อยกว่าในแบบแผนอื่น ๆ เนื่องจากในส่วนของโปรแกรมได้กำหนดค่าขีดจำกัดในการส่งแพ็กเก็ตไว้ค่าหนึ่งซึ่งเมื่อเกินขีดจำกัดค่านี้แล้วโนดจะต้องจัดเส้นทางก่อนจึงจะสามารถส่งแพ็กเก็ตได้ จึงส่งผลให้เกิดการประวิงเวลาในการจัดเส้นทางในการส่งแพ็กเก็ตเพิ่มขึ้นทำให้ค่าประวิงเวลาเฉลี่ยจากปลายถึงปลายของแบบแผน Fast Decreasing Backoff มากกว่าแบบแผนอื่น ๆ ดังแสดงในรูปที่ 4.29 และยังคงส่งผลให้จำนวนแพ็กเก็ตที่ถูกดริอปเนื่องจากหมดเวลารอมีค่ามากกว่าแบบแผนอื่น ๆ ดังแสดงในรูปที่ 4.33 และเมื่อพิจารณาค่าความยุติธรรมของการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลในรูปที่ 4.30 จะเห็นว่าในแบบแผนการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งในวิธีนี้ร่วมกับการใช้เทคนิค การลดเวลาการรอคอยในการส่งแพ็กเก็ตโดยใช้วิธี Conditional Renewal Backoff จะให้ค่าความยุติธรรม



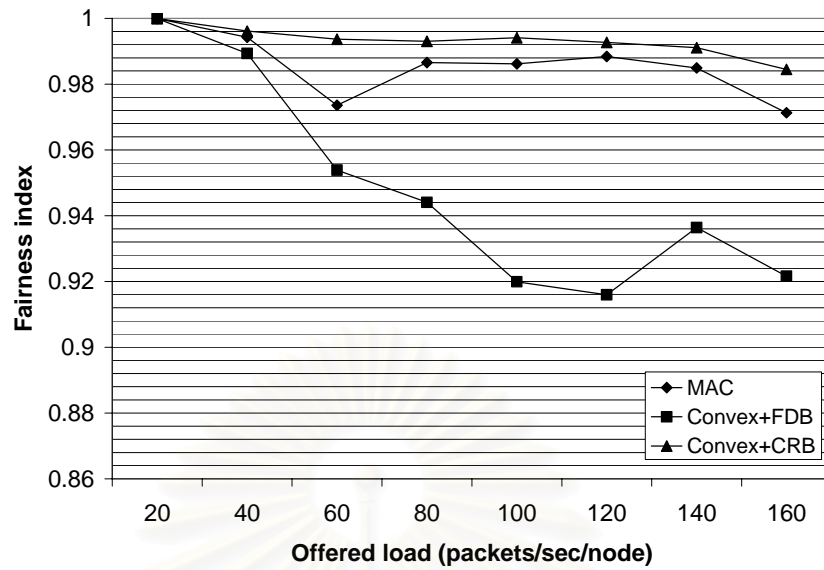
มากกว่าแบบแผนอื่น ๆ ในขณะที่การใช้เทคนิคการลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ตโดยใช้วิธี Fast Decreasing Backoff จะให้ค่าความยุติธรรมในการส่งแพ็กเก็ตที่ต่ำที่สุด



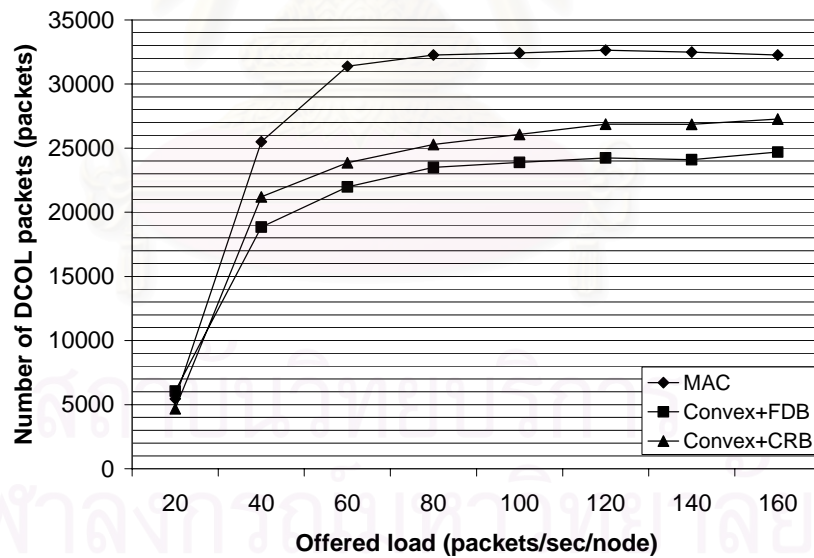
รูปที่ 4.28 อัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ร่วมกับการใช้เทคนิคลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ต)



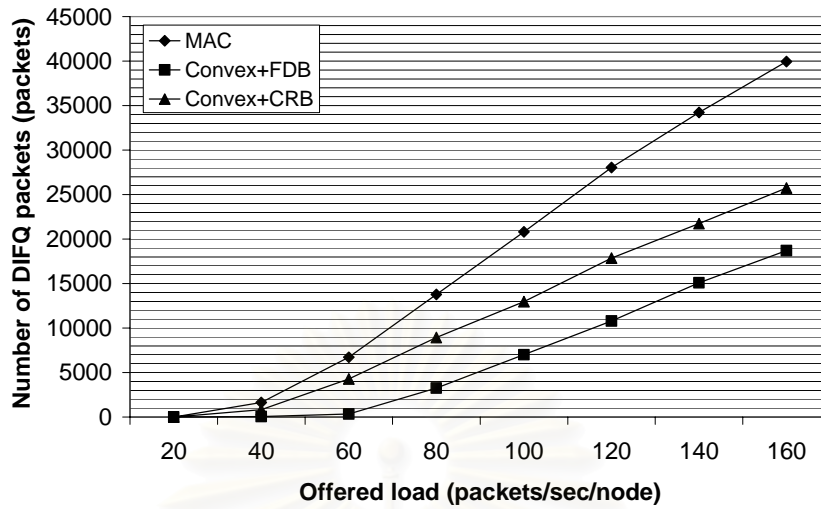
รูปที่ 4.29 ค่าประวิงเวลาเฉลี่ยจากปลายถึงปลายเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ร่วมกับการใช้เทคนิคลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ต)



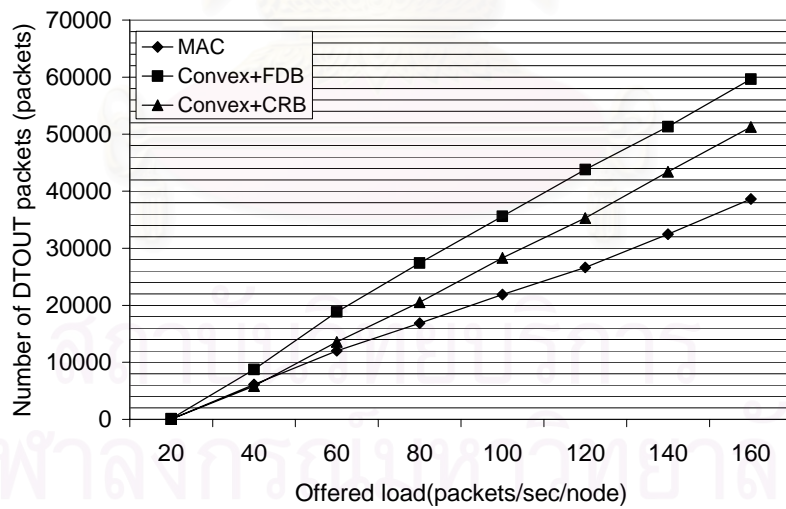
รูปที่ 4.30 ค่าความยุติธรรมของการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ร่วมกับการใช้เทคนิคลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ต)



รูปที่ 4.31 จำนวนแพ็กเก็ตที่ถูกตัดหรือปเนื่องจากการชนกันของแพ็กเก็ต (กรณีกำหนดขนาดของหน้าต่างการส่งซึ่งตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ร่วมกับการใช้เทคนิคลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ต)



รูปที่ 4.32 จำนวนแพ็กเก็ตทั้งหมดที่ถูกดริอปเนื่องจากบัฟเฟอร์ล้นเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอ  
บริการ (กรณีกำหนดขนาดของหน้าต่างการส่งซึ่งตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์  
ร่วมกับการใช้เทคนิคลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ต)



รูปที่ 4.33 จำนวนแพ็กเก็ตที่ถูกดริอปเนื่องจากหมดเวลารอเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอ  
บริการ (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์  
ร่วมกับการใช้เทคนิคลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ต)

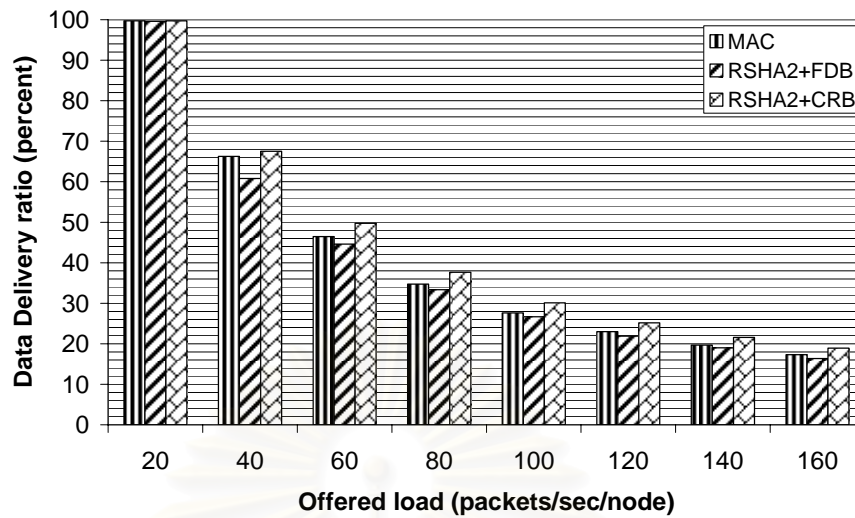
#### 4.2.2.3 ผลการทดสอบและการวิเคราะห์เทคนิคการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามอัตราส่วนของการส่งแพ็กเก็ตในโนดถัดไปกับโนดปัจจุบันร่วมกับการใช้เทคนิค Fast Decreasing Backoff หรือ Conditional Renewal Backoff

ในการทดสอบในแบบแผนกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามอัตราส่วนของการส่งแพ็กเก็ตในโนดถัดไปกับโนดปัจจุบันร่วมกับการใช้เทคนิคการลดเวลาการรอคอยการส่งแพ็กเก็ต โดยการทดสอบใช้ทอพอโลยีในรูปที่ 4.2 ซึ่งผลของการทดสอบดังแสดงในรูปที่ 4.34 โดยการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามอัตราส่วนของการส่งแพ็กเก็ตในโนดถัดไปกับโนดปัจจุบันร่วมกับการใช้เทคนิค Conditional Renewal Backoff จะให้ค่าอัตราการการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จสูงกว่าแบบแผนอื่นในค่าโหลดขอบริการทุกค่า ในขณะที่การใช้เทคนิคการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามอัตราส่วนของการส่งแพ็กเก็ตในโนดถัดไปกับโนดปัจจุบันร่วมกับการใช้เทคนิค Fast Decreasing Backoff จะให้ค่าอัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จที่ต่ำกว่าแบบแผนอื่น ๆ ในทุกค่าโหลดขอบริการ เนื่องจากการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่ง ในวิธีนี้ร่วมกับการใช้เทคนิค Conditional Renewal Backoff ส่งผลให้เวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ตน้อยลง แต่ข้อเสียของการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งในวิธีนี้ร่วมกับการใช้เทคนิค Conditional Renewal Backoff ส่งผลให้จำนวนแพ็กเก็ตที่ชนกันมากกว่าในแบบแผนอื่น ๆ ดังแสดงในรูปที่ 4.37 ซึ่งแพ็กเก็ตที่ชนกันส่วนใหญ่เป็นแพ็กเก็ต RTS ในขณะที่จำนวนแพ็กเก็ตที่ชนกันของการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งของวิธีนี้ร่วมกับการใช้เทคนิค Fast Decreasing Backoff จะมีค่าน้อยที่สุด เนื่องจากการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่ง ในการส่งแพ็กเก็ตส่วนใหญ่จะมีค่าอยู่ระหว่าง  $CW_{min}$  และ  $2 \times CW_{min}$  ซึ่งในช่วงความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งนี้ทำให้การกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่ง ในวิธีนี้ร่วมกับการใช้เทคนิค Conditional Renewal Backoff มีโอกาสที่จะส่งแพ็กเก็ตมากกว่าในแบบแผนอื่น ๆ ซึ่งการส่งแพ็กเก็ตที่มากกว่านี้ส่งผลให้โอกาสที่แพ็กเก็ตจะชนกันมากขึ้นตามไปด้วย แต่การชนกันที่มากนี้ไม่ได้ส่งผลให้อัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จน้อยลงแต่อย่างใด ในขณะที่การกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งในวิธีนี้ร่วมกับการใช้เทคนิค Fast Decreasing Backoff ในการสุ่มค่า backoff ในการพยายามส่งแพ็กเก็ตครั้งแรกในแต่ละแพ็กเก็ตจะยังไม่เกินค่าขีดจำกัด (ซึ่งกำหนดไว้เท่ากับ  $(CW_{min} + 1) \times 2 - 1$  ดังที่กล่าวไว้ในบทที่ 3) ดังนั้นกระบวนการจะยังคงเหมือนแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 แต่เมื่อแพ็กเก็ตเกิดการชนกันส่งผลให้ค่าประวิงเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ตน้อยกว่าแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 แต่การประวิงเวลาที่น้อยกว่านี้ส่งผลให้การชนกันของแพ็กเก็ตมากขึ้นตามไปด้วย แต่เมื่อดูจำนวนแพ็กเก็ตที่ถูกดรอปเนื่องจากการชนกันของแพ็กเก็ตในรูปที่ 4.37 ของการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งในวิธีนี้ร่วมกับการใช้

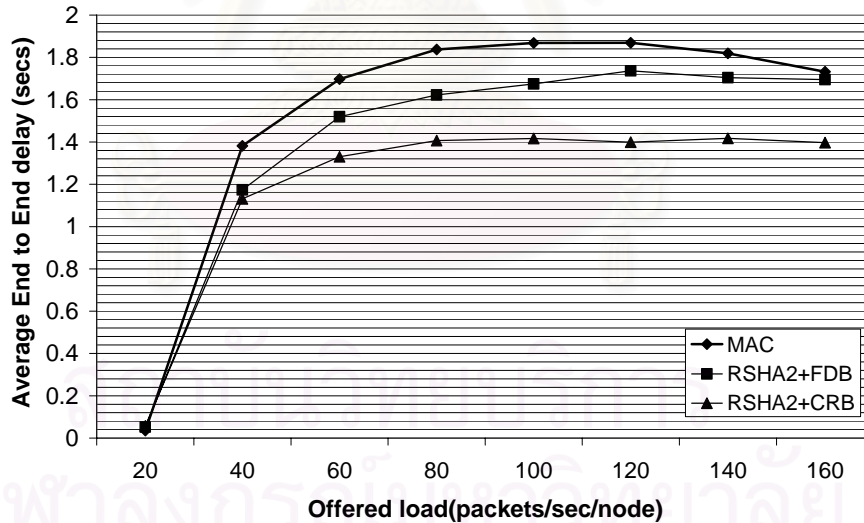
เทคนิค Fast Decreasing Backoff ไม่ได้มากไปกว่าของแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 ทั้งนี้เนื่องจากการชนกันของแพ็กเก็ตในวิธีการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งในวิธีนี้ร่วมกับการใช้เทคนิค Fast Decreasing Backoff เป็นการชนกันติด ๆ กัน ซึ่งการชนของแพ็กเก็ตติด ๆ กันนี้ส่งผลให้ต้องมีกระบวนการจัดเส้นทางใหม่ ดังนั้นจำนวนแพ็กเก็ตที่ถูกดรอปรเนื่องจากการชนกันของแพ็กเก็ตสำหรับวิธีการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งในวิธีนี้ร่วมกับการใช้เทคนิค Fast Decreasing Backoff จึงน้อยกว่าของแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 เมื่อพิจารณาจำนวนแพ็กเก็ตที่ถูกดรอปรเนื่องจากบัพเฟอร์ล้นในรูปที่ 4.38 เทคนิคที่นำเสนอทั้งสองมีจำนวนแพ็กเก็ตที่ถูกดรอปรเนื่องจากบัพเฟอร์ล้นน้อยกว่าแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 เนื่องจากมีกระบวนการลดเวลาในการรอคอยในการส่งแพ็กเก็ต แต่เมื่อพิจารณาจำนวนแพ็กเก็ตที่ถูกดรอปรเนื่องจากหมดเวลาในการส่งในรูปที่ 4.39 จะเห็นว่าในแบบแผนที่เสนอมีจำนวนแพ็กเก็ตที่ถูกดรอปรเนื่องจากหมดเวลาในการส่งมากกว่าแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 อย่างมาก เนื่องจากผลของการจัดเส้นทางใหม่ดังที่กล่าวไว้ข้างต้น

เมื่อพิจารณาค่าประวิงเวลาเฉลี่ยจากปลายถึงปลายดังแสดงในรูปที่ 4.35 จะเห็นว่าการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งของวิธีนี้ร่วมกับการใช้เทคนิค Conditional Renewal Backoff จะมีค่าประวิงเวลาที่น้อยที่สุดเนื่องจากระยะเวลาในการรอคอยในการส่งแพ็กเก็ตที่น้อยกว่าแบบแผนอื่น ๆ นั่นเอง ในขณะที่วิธีการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งของวิธีนี้ร่วมกับการใช้เทคนิค Fast Decreasing Backoff ถึงแม้ว่าจะมีค่าประวิงเวลาที่น้อยกว่าแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 ก็ตามแต่มีค่าอัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จต่ำกว่า เนื่องจากค่าประวิงเวลานี้คิดเฉพาะแพ็กเก็ตข้อมูลที่ส่งสำเร็จเท่านั้น ซึ่งถ้าคำนวณจากจำนวนแพ็กเก็ตข้อมูลที่เท่ากัน ในแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 น่าจะให้ค่าประวิงเวลาเฉลี่ยจากปลายถึงปลายที่น้อยกว่า และเมื่อพิจารณาค่าความยุติธรรมของการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลในรูปที่ 4.36 การกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งของวิธีนี้ร่วมกับการใช้เทคนิค Conditional Renewal Backoff จะให้ค่าความยุติธรรมของการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลที่ดีกว่าแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 ในขณะที่วิธีการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งในวิธีนี้ร่วมกับการใช้เทคนิค Fast Decreasing Backoff ให้ค่าความยุติธรรมของการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลต่ำกว่าแบบแผนอื่น

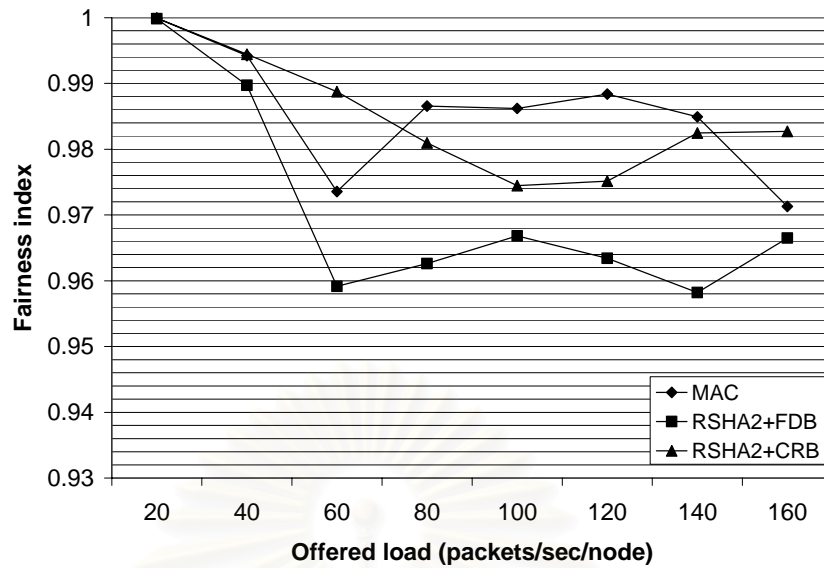




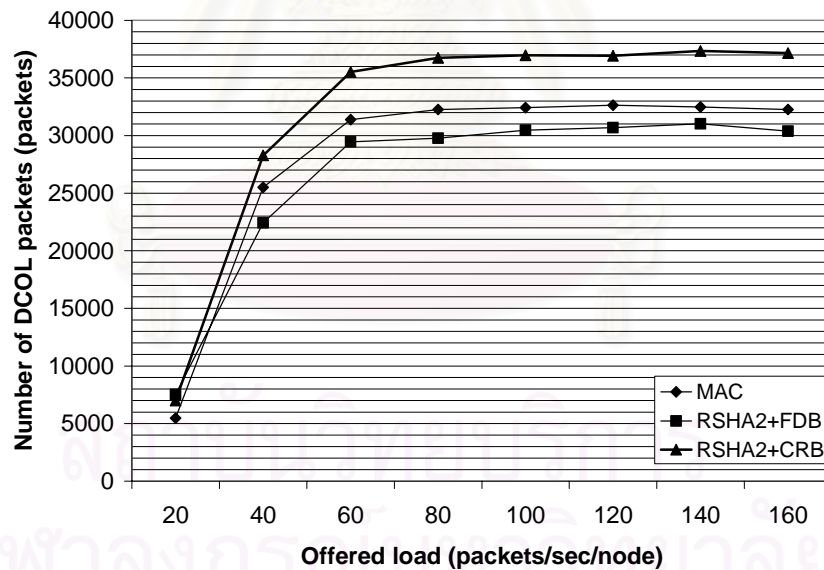
รูปที่ 4.34 อัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามอัตราส่วนของการส่งแพ็กเก็ตในโนดถัดไปกับโนดปัจจุบันร่วมกับการใช้เทคนิคลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ต)



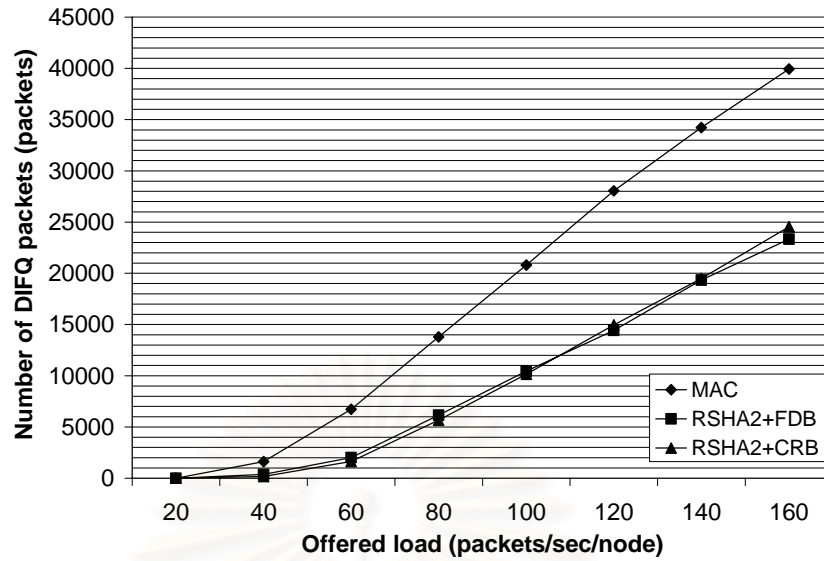
รูปที่ 4.35 ค่าประวิงเวลาเฉลี่ยจากปลายถึงปลายเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามอัตราส่วนของการส่งแพ็กเก็ตในโนดถัดไปกับโนดปัจจุบันร่วมกับการใช้เทคนิคลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ต)



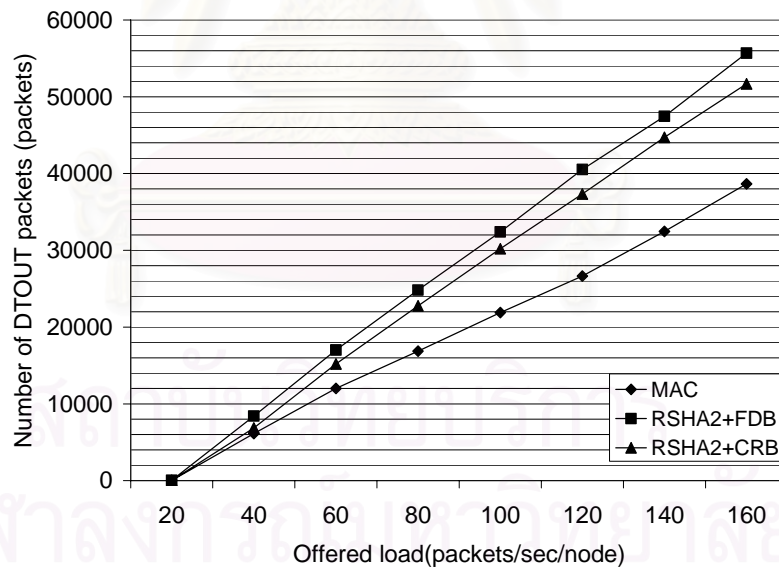
รูปที่ 4.36 ค่าความยุติธรรมของการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามอัตราส่วนของการส่งแพ็กเก็ตในโนดถัดไปกับโนดปัจจุบันร่วมกับการใช้เทคนิคลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ต)



รูปที่ 4.37 จำนวนแพ็กเก็ตทั้งหมดที่ถูกดรอปรเนื่องจากการชนกันของแพ็กเก็ตเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีกำหนดขนาดของหน้าต่างการส่งซึ่งตามอัตราส่วนของการส่งแพ็กเก็ตในโนดถัดไปกับโนดปัจจุบันร่วมกับการใช้เทคนิคลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ต)



รูปที่ 4.38 จำนวนแพ็กเก็ตทั้งหมดที่ถูกดริอปเนื่องจากบัฟเฟอร์ล้นเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอ  
บริการ (กรณีกำหนดขนาดของหน้าต่างการช่วงชิงตามอัตราส่วนของการส่งแพ็กเก็ต  
ในโนดถัดไปกับโนดปัจจุบันร่วมกับการใช้เทคนิคลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ต)

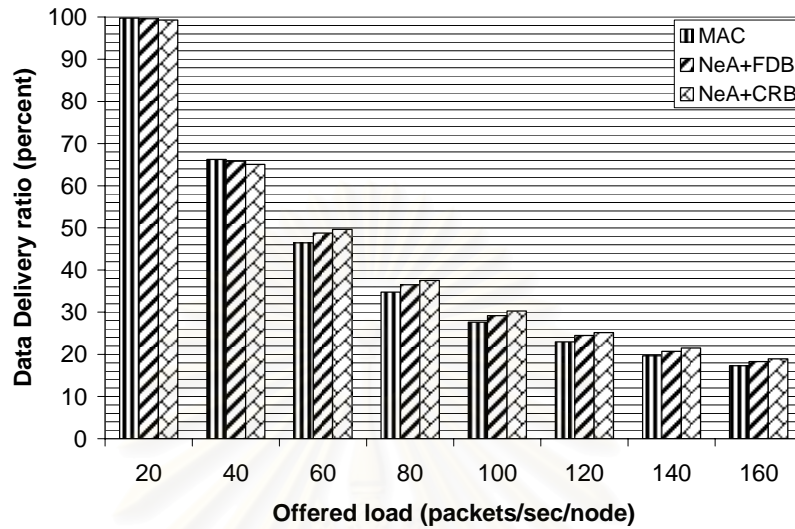


รูปที่ 4.39 จำนวนแพ็กเก็ตทั้งหมดที่ถูกดริอปเนื่องจากหมดเวลาในการส่งเมื่อเปลี่ยนแปลง  
ค่าโหลดขอบริการ (กรณีกำหนดขนาดของหน้าต่างการช่วงชิงตามอัตราส่วนของ  
การส่งแพ็กเก็ตในโนดถัดไปกับโนดปัจจุบันร่วมกับการใช้เทคนิคลดเวลารอคอยใน  
การส่งแพ็กเก็ต)

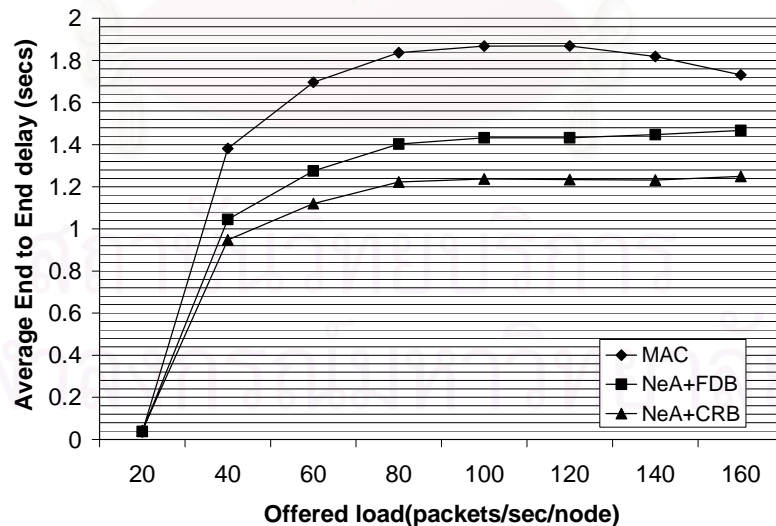
#### 4.2.2.4 ผลการทดสอบและการวิเคราะห์เทคนิคการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ ณ โหนดนั้น ๆ กับโนดถัดไปร่วมกับการใช้เทคนิค Fast Decreasing Backoff หรือ Conditional Renewal Backoff

การทดสอบในหัวข้อนี้เป็นการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ ณ โหนดนั้น ๆ กับโนดถัดไปร่วมกับการใช้เทคนิคการลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ต โดยการทดสอบจะใช้ทอพอโลยีในรูปที่ 4.2 ในการทดสอบ โดยผลของการทดสอบแสดงในรูปที่ 4.40 พบว่าค่าอัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จของเทคนิคการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ของโนดนั้น ๆ กับโนดถัดไปร่วมกับการใช้เทคนิค Fast Decreasing Backoff หรือ Conditional Renewal Backoff สูงกว่าของแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 ในช่วงสภาวะโหลดมากกว่า 40 แพ็กเก็ต/วินาที เนื่องจากเมื่อปริมาณโหลดขอบริการต่ำ ๆ การกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่ง ในวิธีนี้ร่วมกับการใช้เทคนิค Fast Decreasing Backoff ส่งผลให้เกิดการชนกันของแพ็กเก็ตในการพยายามส่งติด ๆ กันมากดังแสดงในรูปที่ 4.43 ทำให้ต้องมีการจัดเส้นทางใหม่ ส่งผลให้จำนวนแพ็กเก็ตที่ถูกดริบเนื่องจากหมดเวลาในการส่งของแบบแผนการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งในวิธีนี้ร่วมกับการใช้เทคนิค Fast Decreasing Backoff สูงกว่าแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 ดังแสดงในรูปที่ 4.45 เมื่อปริมาณโหลดขอบริการมีค่าสูงกว่า 40 แพ็กเก็ต/วินาที การกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่ง ในวิธีนี้ร่วมกับการใช้เทคนิค Fast Decreasing Backoff หรือ Conditional Renewal Backoff มีค่าอัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จสูงกว่าแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 เนื่องจากการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งของวิธีที่เสนอมีการแลกเปลี่ยนข้อมูลจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์กับโนดข้างเคียงส่งผลให้จำนวนแพ็กเก็ตที่ถูกดริบเนื่องจากบัฟเฟอร์ล้นในแบบแผนที่เสนอน้อยกว่าแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 ดังแสดงในรูปที่ 4.44 แต่การลดการประวิงเวลาในการส่งแพ็กเก็ตในแบบแผนที่เสนอยังส่งผลให้เกิดการชนกันของแพ็กเก็ตติด ๆ กันมากส่งผลให้จำนวนแพ็กเก็ตที่ถูกดริบเนื่องจากหมดเวลาในการส่งมากกว่าแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 แต่เมื่อพิจารณาเวลาประวิงเวลาเฉลี่ยจากปลายถึงปลายในรูปที่ 4.41 การกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่ง ในวิธีนี้ร่วมกับการใช้เทคนิค Fast Decreasing Backoff หรือ Conditional Renewal Backoff ให้ค่าประวิงเวลาที่น้อยกว่าแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 อยู่มาก และเมื่อพิจารณาค่าความยุติธรรมของการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลดังแสดงในรูปที่ 4.42 แบบแผนการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งในวิธีนี้ร่วมกับการใช้เทคนิค Fast Decreasing Backoff หรือ Conditional

Renewal Backoff จะให้ค่าความยุติธรรมที่ต่ำกว่าแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11

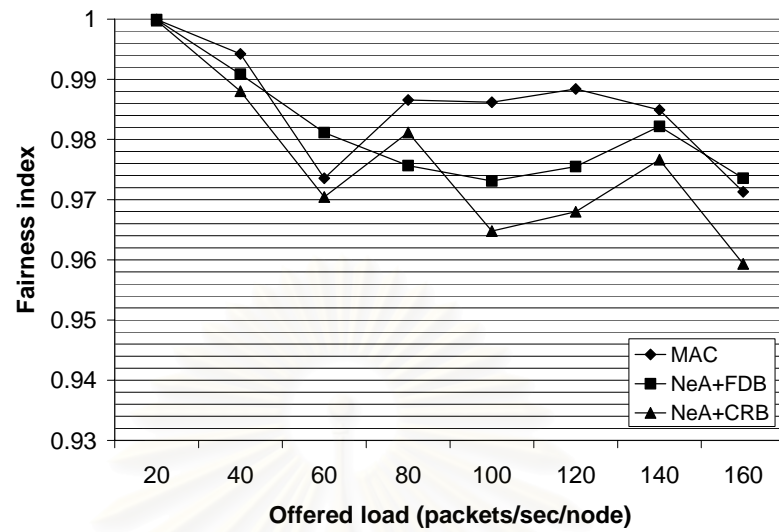


รูปที่ 4.40 อัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ของโหนดนั้น ๆ กับ โหนดถัดไปร่วมกับการใช้เทคนิคลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ต)

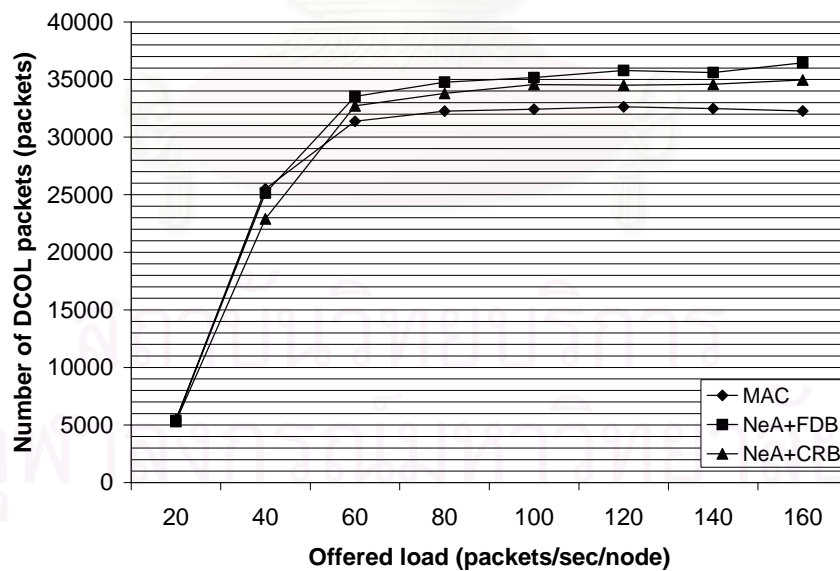


รูปที่ 4.41 ค่าประวิงเวลาเฉลี่ยจากปลายถึงปลายเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ของโหนดนั้น ๆ กับโหนดถัดไปร่วมกับการใช้เทคนิคลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ต)

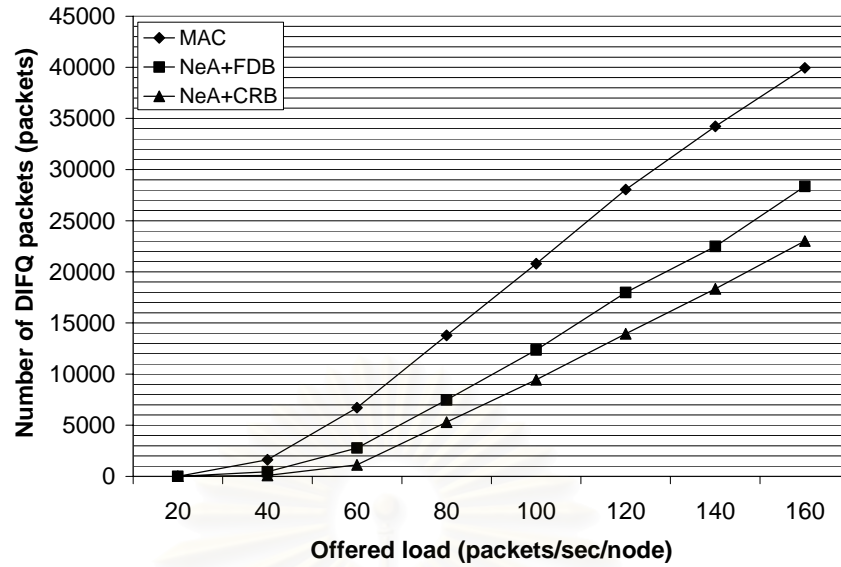




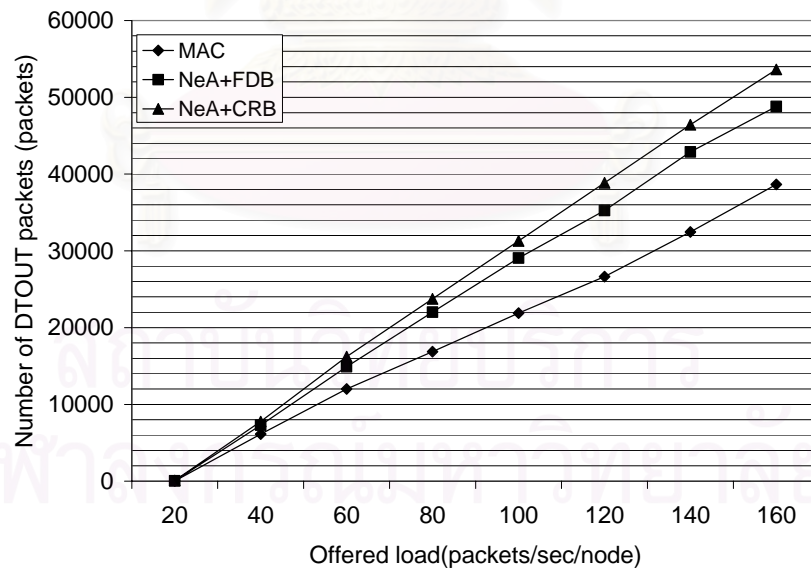
รูปที่ 4.42 ค่าความยุติธรรมของการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ของโนดนั้น ๆ กับโนดถัดไปร่วมกับการใช้เทคนิคลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ต)



รูปที่ 4.43 จำนวนแพ็กเก็ตทั้งหมดที่ถูกดรอปรเนื่องจากการชนกันของแพ็กเก็ตเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ของโนดนั้น ๆ กับโนดถัดไปร่วมกับการใช้เทคนิคลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ต)



รูปที่ 4.44 จำนวนแพ็กเก็ตทั้งหมดที่ถูกดรอปรเนื่องจากบัฟเฟอร์ล้นเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ของโหนดนั้น ๆ กับโนดถัดไปร่วมกับการใช้เทคนิคลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ต)

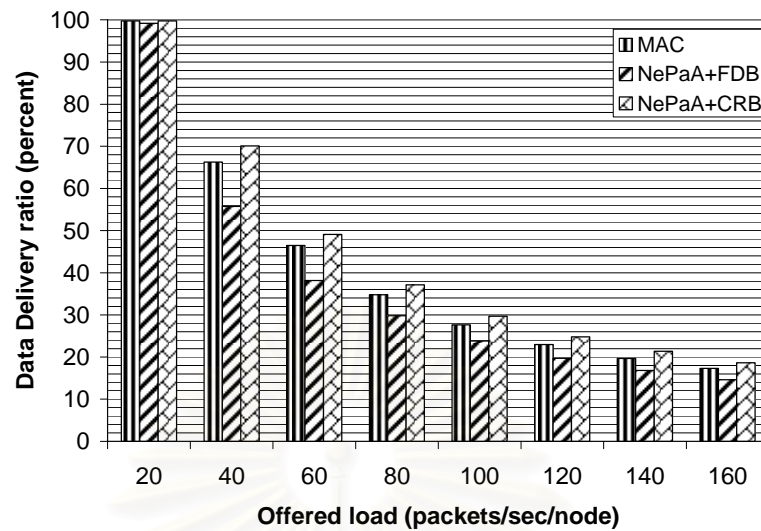


รูปที่ 4.45 จำนวนแพ็กเก็ตทั้งหมดที่ถูกดรอปรเนื่องจากหมดเวลาในการส่งเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ของโหนดนั้น ๆ กับโนดถัดไปร่วมกับการใช้เทคนิคลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ต)

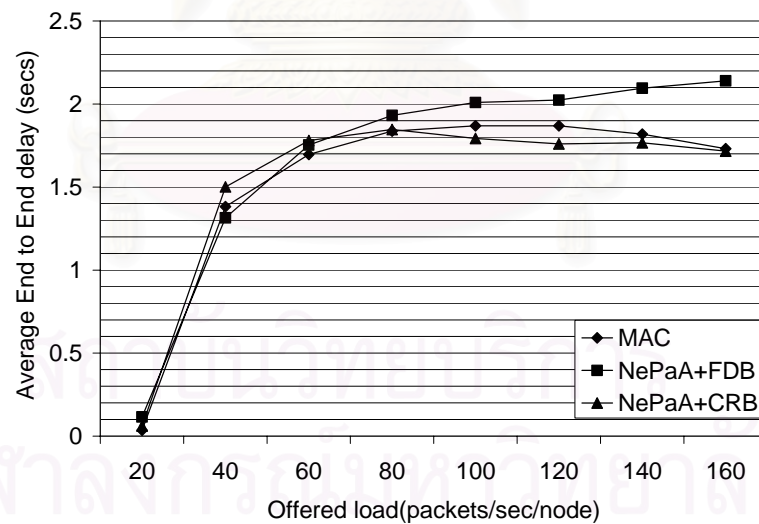
#### 4.2.2.5 ผลการทดสอบและการวิเคราะห์เทคนิคการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งช่วงชิง ตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ ณ โหนดนั้น ๆ โหนดก่อนหน้าและโหนดถัดไปร่วมกับการใช้เทคนิค Fast Decreasing Backoff หรือ Conditional Renewal Backoff

การทดสอบในหัวข้อนี้เป็นการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งช่วงชิงตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ ณ โหนดนั้น ๆ โหนดก่อนหน้าและโหนดถัดไปร่วมกับการใช้เทคนิคการลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ต โดยการทดสอบจะใช้ทอพอโลยีในรูปที่ 4.2 ในการทดสอบ โดยผลของการทดสอบแสดงในรูปที่ 4.46 จะเห็นว่าค่าอัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จในแบบแผนการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งช่วงชิงในวิธีนี้ร่วมกับการใช้เทคนิค Conditional Renewal Backoff สูงกว่าของแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 ในทุกค่าโหลดขอปรบริการ ในขณะที่ค่าอัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จในแบบแผนการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งช่วงชิงในวิธีนี้ร่วมกับการใช้เทคนิค Fast Decreasing Backoff ต่ำกว่าของแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 ในทุกค่าโหลดปรบริการ เนื่องจากการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งช่วงชิง ที่กำหนดโดยส่วนมากจะมีค่าเท่ากับ  $CW_{max}$  ซึ่งจากแบบแผนการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งช่วงชิง ในวิธีนี้ร่วมกับการใช้เทคนิค Fast Decreasing Backoff จะลดค่าประวิงเวลาในการส่งแพ็กเก็ตได้อย่างมากเมื่อเปรียบเทียบกับแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 แต่ทั้งนี้การลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ตของแบบแผนการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งช่วงชิงของวิธีนี้ร่วมกับการใช้เทคนิค Fast Decreasing Backoff จะไปเพิ่มโอกาสที่แพ็กเก็ตจะชนกันมากขึ้น แต่เมื่อพิจารณาจำนวนแพ็กเก็ตที่ถูกดริบเนื่องจากกการชนกันของแพ็กเก็ตในรูปที่ 4.49 จะเห็นว่าจำนวนแพ็กเก็ตที่ถูกดริบของแบบแผนการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งช่วงชิงของวิธีนี้ร่วมกับการใช้เทคนิค Fast Decreasing Backoff มีค่าน้อยที่สุด ทั้งนี้เนื่องจากการชนกันของแพ็กเก็ตส่วนมากเป็นการชนกันแบบติดกันส่งผลให้ต้องมีการจัดเส้นทางใหม่อยู่บ่อย ๆ ส่งผลให้มีจำนวนแพ็กเก็ตที่ชนกันน้อยกว่าและจำนวนแพ็กเก็ตที่ถูกดริบเนื่องจากบัฟเฟอร์ล้นดังแสดงในรูปที่ 4.50 น้อยกว่าแบบแผนอื่น ๆ ไปด้วย แต่ส่งผลให้จำนวนแพ็กเก็ตที่ถูกดริบเนื่องจากหมดเวลาในการส่งในแบบแผนการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งช่วงชิงของวิธีนี้ร่วมกับการใช้เทคนิค Fast Decreasing Backoff มากกว่าแบบแผนอื่น ๆ ดังแสดงในรูปที่ 4.51 และเมื่อพิจารณาแบบแผนการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งช่วงชิงของวิธีนี้ร่วมกับการใช้เทคนิค Conditional Renewal Backoff ค่าอัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จจะมีค่าสูงกว่าของแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 ในทุกค่าโหลดปรบริการ ทั้งนี้เนื่องจากจำนวนแพ็กเก็ตที่ถูกดริบเนื่องจากการชนกันของแพ็กเก็ตน้อยกว่าของแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน

IEEE 802.11 เนื่องจากค่าความกว้างของหน้าต่างการส่งของวิธีนี้ส่วนมากมีค่าเท่ากับ  $CW_{max}$  ซึ่งการที่ค่าความกว้างของหน้าต่างการส่งมีค่ามาก ทำให้โอกาสที่จะสุ่มค่า backoff ได้ค่าเดียวกับโนดข้างเคียงมีค่าน้อย จึงเป็นการลดโอกาสการชนกันของแพ็กเก็ตได้อย่างมาก อีกทั้งการใช้เทคนิค Conditional Renewal Backoff ส่งผลให้ลดเวลาประวิงในการส่งแพ็กเก็ตลงได้อย่างมากส่งผลให้อัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จสูงกว่าของแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 ในทุกค่าโหลดขอบริการและเมื่อพิจารณาจำนวนแพ็กเก็ตที่ถูกดริอปเนื่องจากบัฟเฟอร์ล้นในแบบแผนการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งของวิธีนี้รวมกับการใช้เทคนิค Conditional Renewal Backoff น้อยกว่าของแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 แต่เมื่อพิจารณาจำนวนแพ็กเก็ตที่ถูกดริอปเนื่องจากหมดเวลาในการส่งในแบบแผนการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งของวิธีนี้รวมกับการใช้เทคนิค Conditional Renewal Backoff จะมีค่ามากกว่าของแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 เนื่องจากการชนกันของแพ็กเก็ตโดยมากเป็นการชนกันแบบติด ๆ กัน ส่งผลให้เกิดผลกระทบเนื่องจากการหาเส้นทางใหม่ในการส่งแพ็กเก็ตจึงส่งผลให้จำนวนแพ็กเก็ตที่ถูกดริอปเนื่องจากหมดเวลาในการส่งมากกว่านั่นเอง และเมื่อพิจารณาค่าประวิงเวลาเฉลี่ยจากปลายถึงปลายในรูปที่ 4.47 จะเห็นว่าค่าประวิงเวลาในแบบแผนการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งของวิธีนี้รวมกับการใช้เทคนิค Fast Decreasing Backoff มีค่ามากกว่าของแบบแผนอื่น ๆ ในขณะที่แบบแผนการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งของวิธีนี้รวมกับการใช้เทคนิค Conditional Renewal Backoff และแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 มีค่าประวิงเวลาพอ ๆ กัน และเมื่อพิจารณาค่าความยุติธรรมของการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลในรูปที่ 4.48 จะเห็นว่าแบบแผนการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งของวิธีนี้รวมกับการใช้เทคนิค Conditional Renewal Backoff จะให้ค่าความยุติธรรมของการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลที่ดีกว่าของแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11

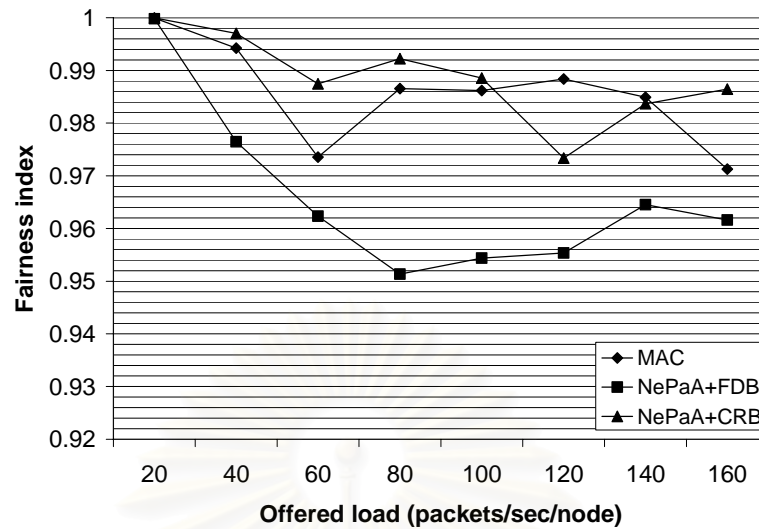


รูปที่ 4.46 อัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ของโหนดนั้น ๆ โหนดก่อนหน้าและโหนดถัดไปร่วมกับการใช้เทคนิคลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ต)

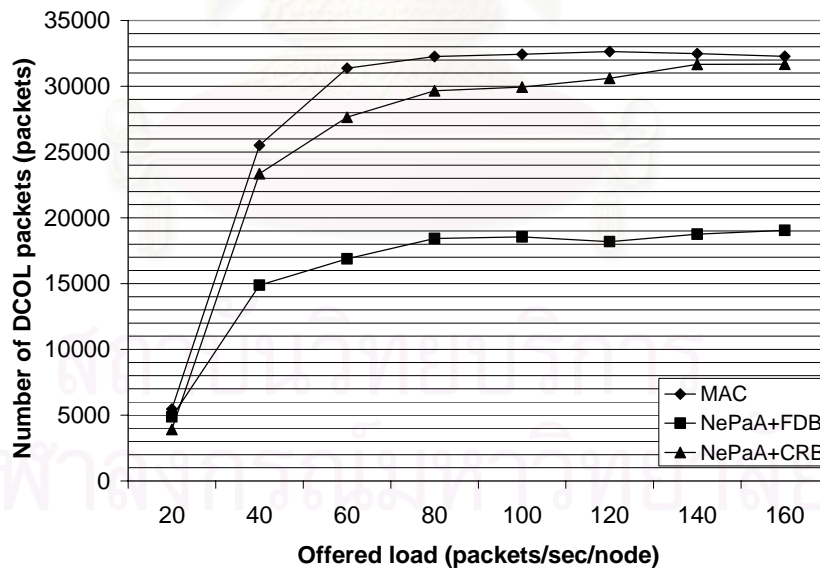


รูปที่ 4.47 ค่าประวิงเวลาเฉลี่ยจากปลายถึงปลายเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ของโหนดนั้น ๆ โหนดก่อนหน้าและโหนดถัดไปร่วมกับการใช้เทคนิคลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ต)

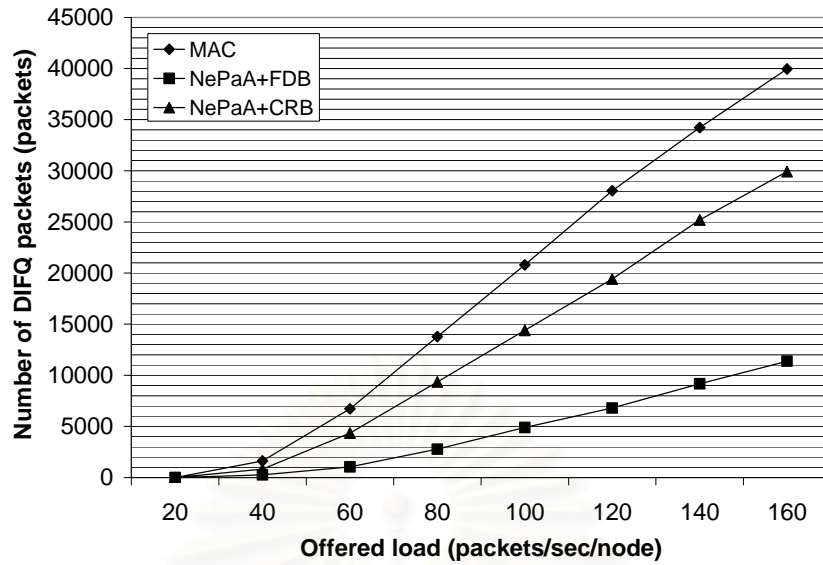




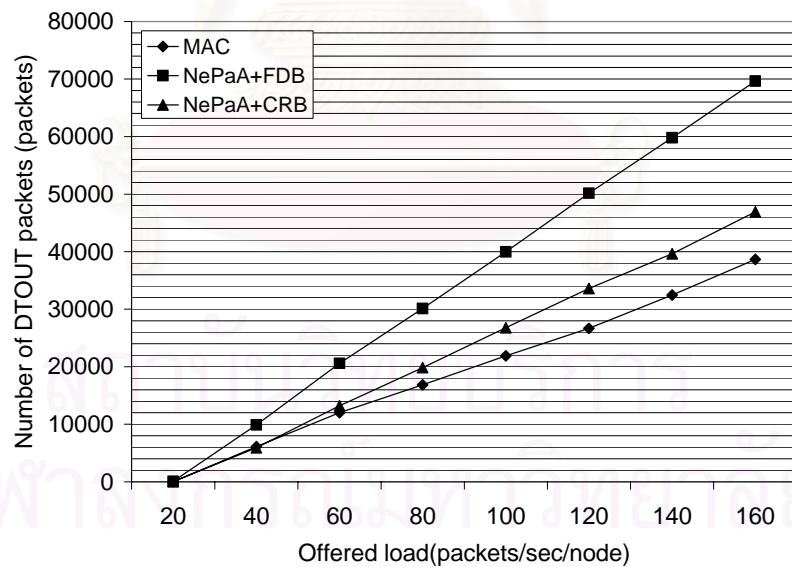
รูปที่ 4.48 ค่าความยุติธรรมของการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ของโหนดนั้น ๆ โหนดก่อนหน้าและโหนดถัดไปร่วมกับการใช้เทคนิคลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ต)



รูปที่ 4.49 จำนวนแพ็กเก็ตทั้งหมดที่ถูกดริบเนื่องจากความชนกันของแพ็กเก็ตเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ของโหนดนั้น ๆ โหนดก่อนหน้าและโหนดถัดไปร่วมกับการใช้เทคนิคลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ต)



รูปที่ 4.50 จำนวนแพ็กเก็ตทั้งหมดที่ถูกดริอปเนื่องจากบัฟเฟอร์ล้นเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ของโหนดนั้น ๆ โหนดก่อนหน้าและโหนดถัดไปร่วมกับการใช้เทคนิคลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ต)

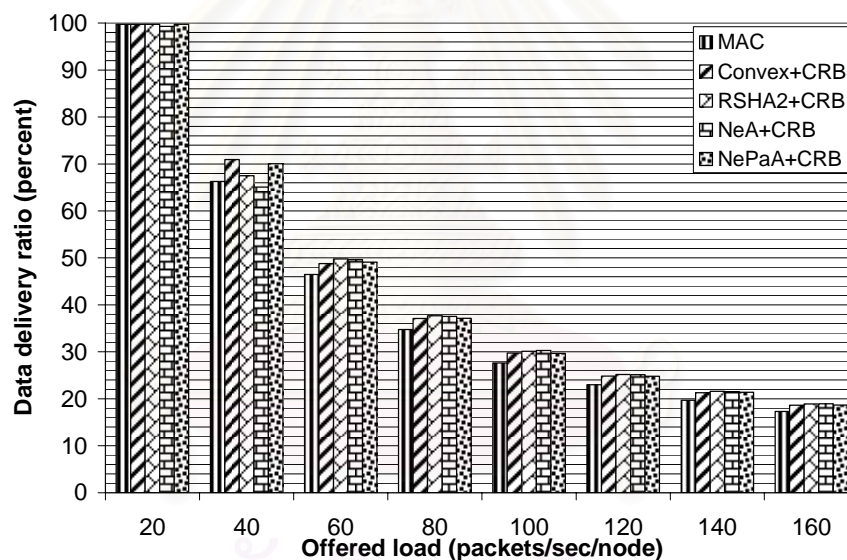


รูปที่ 4.51 จำนวนแพ็กเก็ตทั้งหมดที่ถูกดริอปเนื่องจากหมดเวลาในการส่งเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (กรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ของโหนดนั้น ๆ โหนดก่อนหน้าและโหนดถัดไปร่วมกับการใช้เทคนิคลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ต)

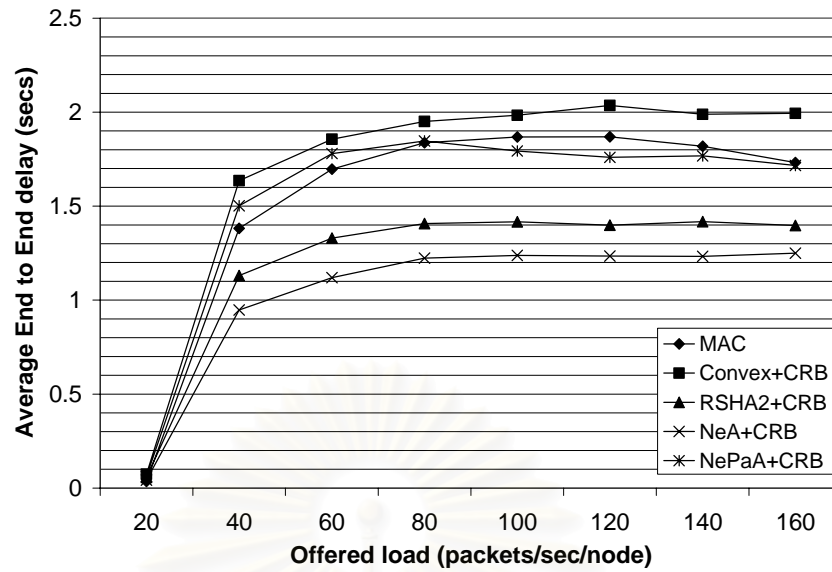
#### 4.2.3 เปรียบเทียบผลที่ได้จากเทคนิคการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงที่นำเสนอ

ผลการทดสอบที่ได้จากการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงร่วมกับการลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ตจะมีค่าอัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จสูงกว่าเมื่อค่าไหลดของบริการสูง ๆ ซึ่งเมื่อนำวิธีการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงร่วมกับการลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ตที่ดีที่สุดในแต่ละวิธีการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงมาเปรียบเทียบกันจะได้ดังรูปที่ 4.52 ซึ่งจะสังเกตเห็นว่าค่าอัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จในวิธีการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ ณ โหนดนั้น ๆ และโนดถัดไปร่วมกับการลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ตจะมีค่าสูงสุด ทั้งนี้เนื่องจากในวิธีนี้ลดปัญหาเนื่องจากบัฟเฟอร์ล้นได้มากที่สุดดังแสดงในรูปที่ 4.56 แต่ยังมีปัญหาจำนวนแพ็กเก็ตทั้งหมดที่ถูกครอบเนื่องจากหมดเวลาในการส่งที่มากกว่าวิธีการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงในวิธีอื่น ๆ ดังแสดงในรูปที่ 4.57 เนื่องจากการส่งแพ็กเก็ตของวิธีการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ ณ โหนดนั้น ๆ และโนดถัดไปร่วมกับการลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ตเกิดการชนกันมากกว่าวิธีการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงในวิธีอื่น ๆ (ยกเว้นกรณีกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงตามอัตราส่วนของการส่งแพ็กเก็ตในโนดถัดไปกับโนดปัจจุบันร่วมกับการลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ต) ดังแสดงในรูปที่ 4.55 ซึ่งการชนกันเป็นลักษณะติด ๆ กัน ส่งผลให้ต้องจัดเส้นทางใหม่ ทำให้มีแพ็กเก็ตจำนวนหนึ่งถูกครอบเนื่องจากหมดเวลาในการส่ง แต่การที่แพ็กเก็ตถูกครอบมาก ๆ ไม่ได้ส่งผลมากนักเพราะเมื่อเปรียบเทียบค่าประวิงเวลาเฉลี่ยจากปลายถึงปลายของวิธีการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ ณ โหนดนั้น ๆ และโนดถัดไปร่วมกับการลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ตมีค่าน้อยกว่าวิธีการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงอื่น ๆ ดังแสดงในรูปที่ 4.56 แต่เมื่อพิจารณาค่าความยุติธรรมของการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลในรูปที่ 4.57 จะสังเกตเห็นว่าค่าความยุติธรรมของการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลในวิธีการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ ณ โหนดนั้น ๆ และโนดถัดไปร่วมกับการลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ตจะมีค่าต่ำกว่าวิธีการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงในวิธีอื่น ๆ และเมื่อพิจารณาผลที่ได้จากการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงตามอัตราส่วนของการส่งแพ็กเก็ตในโนดถัดไปกับโนดปัจจุบันร่วมกับการลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ตจะให้ค่าอัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จอยู่ในลำดับที่ 2 ซึ่งมีผลของการทดสอบคล้าย ๆ กับวิธีวิธีการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ ณ โหนดนั้น ๆ และโนดก่อนหน้าร่วมกับการลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ตคือ มีจำนวนแพ็กเก็ตที่ถูกครอบเนื่องจากการชนกันของแพ็กเก็ตที่มากกว่าวิธีอื่น ๆ (ยกเว้นวิธีการ

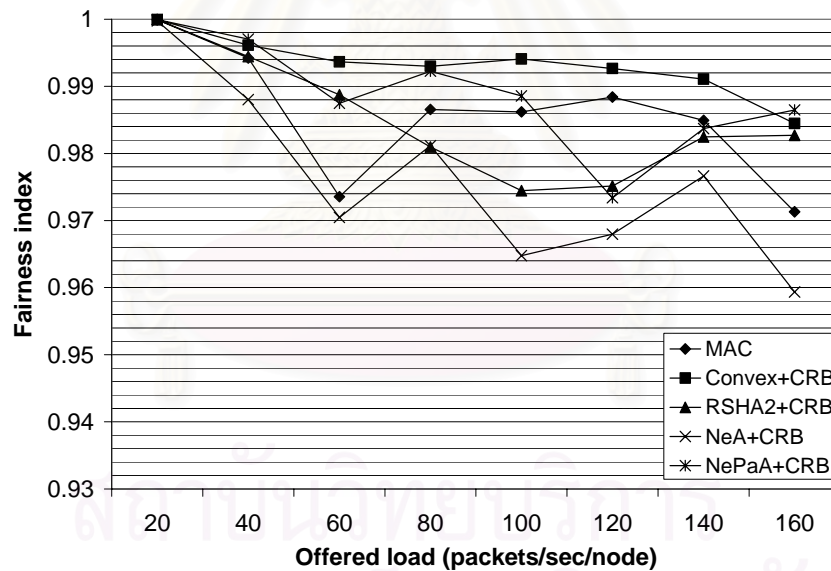
กำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งข้อมูลตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ ณ โหนดนั้น ๆ และในดก่อนหน้าร่วมกับการลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ต) ซึ่งการชนกันของแพ็กเก็ตโดยมากเป็นการชนกันแบบติด ๆ กัน ทำให้ต้องมีการจัดเส้นทางใหม่ ส่งผลให้มีจำนวนแพ็กเก็ตที่ถูกครอบงำเนื่องจากหมดเวลาในการส่งมากขึ้น แต่ค่าประวิงเวลาเฉลี่ยจากปลายถึงปลายของวิธีนี้จะมีค่าต่ำกว่าวิธีการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งข้อมูลในอีกหลาย ๆ วิธี ในขณะที่การกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งข้อมูลตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ ณ โหนดนั้น ๆ ในดก่อนหน้าและในดถัดไปร่วมกับการลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ตจะมีค่าอัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จใกล้เคียงกับวิธีการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งข้อมูลตามฟังก์ชันนูน แต่วิธีการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งข้อมูลตามฟังก์ชันนูนจะให้ค่าความยุติธรรมของการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลที่สูงกว่าวิธีอื่น ๆ



รูปที่ 4.52 อัตราการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (เปรียบเทียบแบบแผนการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งข้อมูลที่เสนอ)

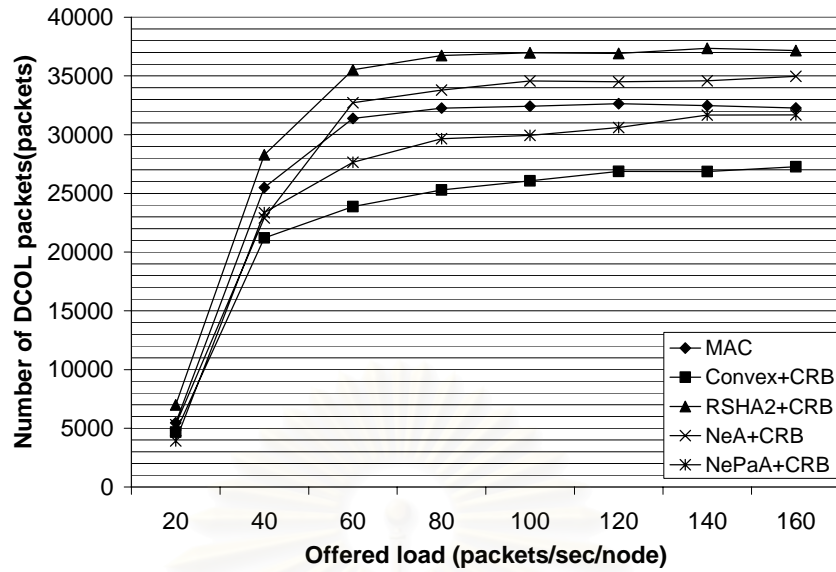


รูปที่ 4.53 ค่าประวิงเวลาเฉลี่ยจากปลายถึงปลายเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (เปรียบเทียบแบบแผนการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงที่เสนอ)

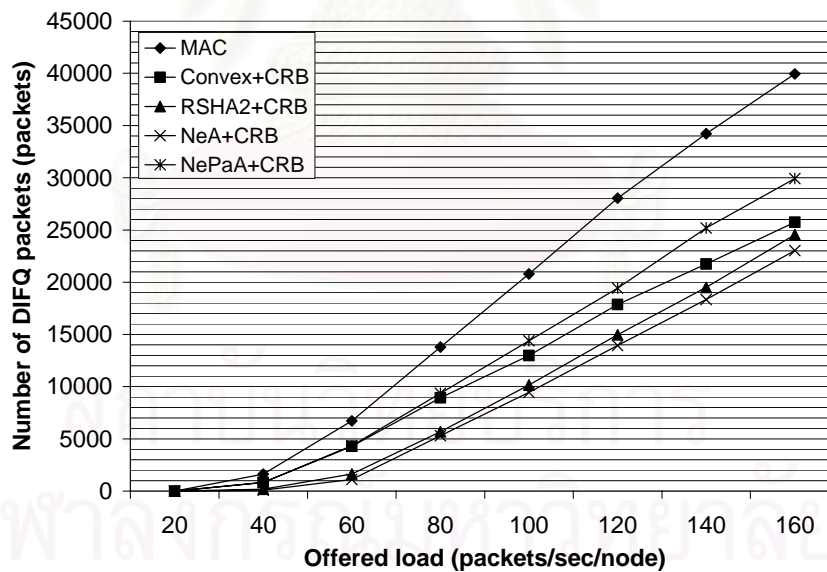


รูปที่ 4.54 ค่าความยุติธรรมของการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (เปรียบเทียบแบบแผนการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงที่เสนอ)

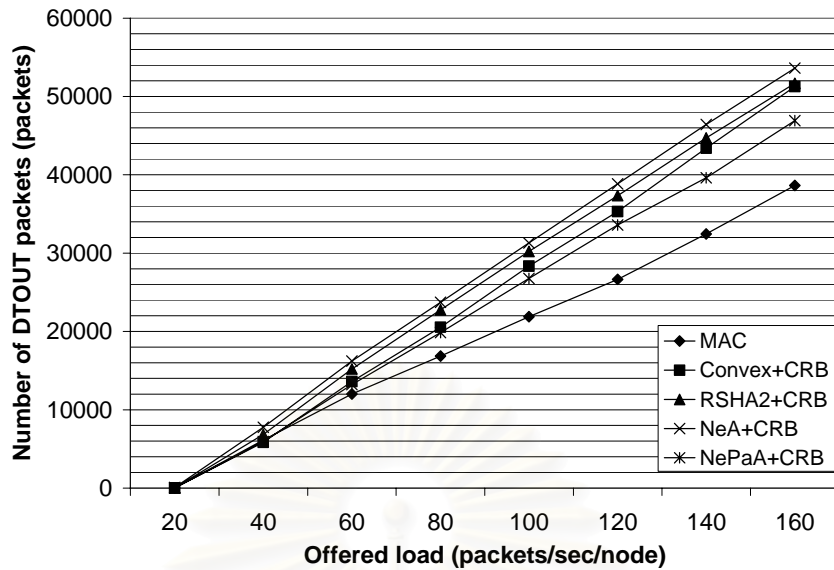




รูปที่ 4.55 จำนวนแพ็กเก็ตทั้งหมดที่ถูกดริอปเนื่องจากการชนกันของแพ็กเก็ตเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (เปรียบเทียบแบบแผนการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งที่เสนอ)

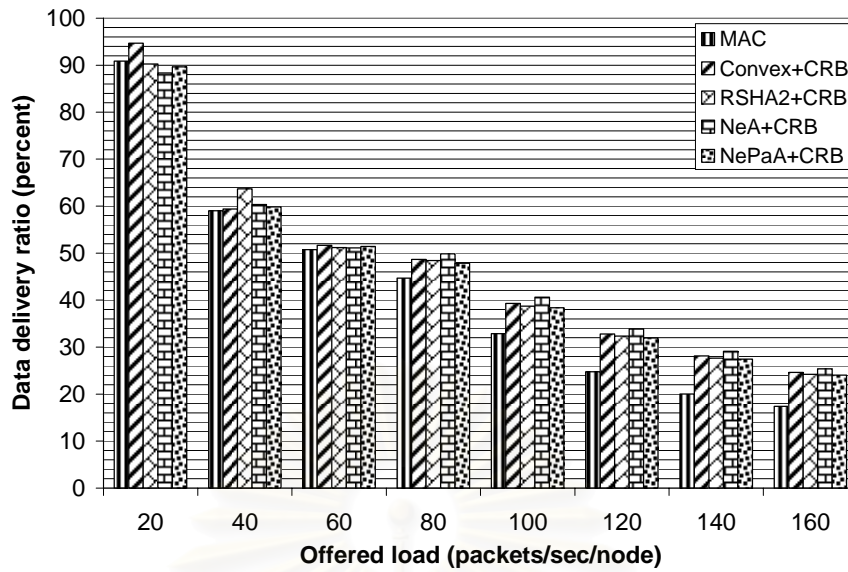


รูปที่ 4.56 จำนวนแพ็กเก็ตทั้งหมดที่ถูกดริอปเนื่องจากบัฟเฟอร์ล้นเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (เปรียบเทียบแบบแผนการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งที่เสนอ)

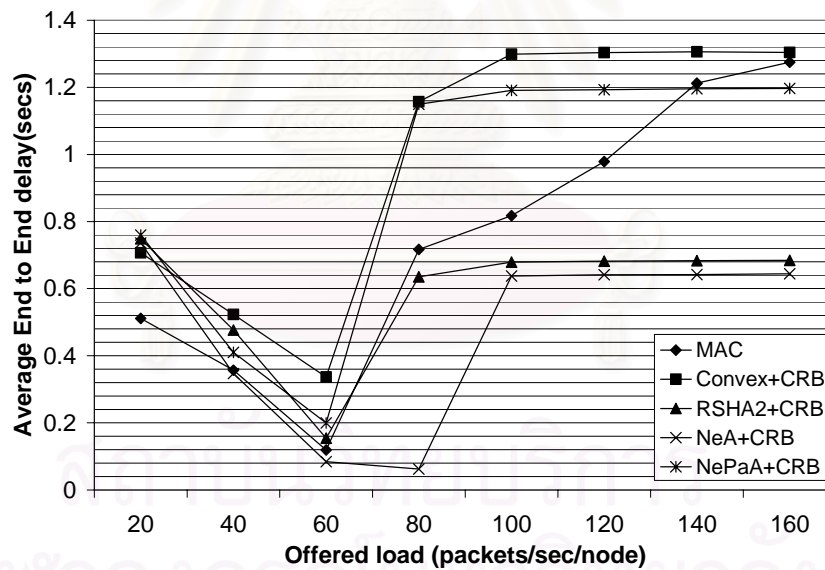


**รูปที่ 4.57** จำนวนแพ็กเก็ตทั้งหมดที่ถูกต้อรับเนื่องจากหมดเวลาในการส่งเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (เปรียบเทียบแบบแผนการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงที่เสนอ)

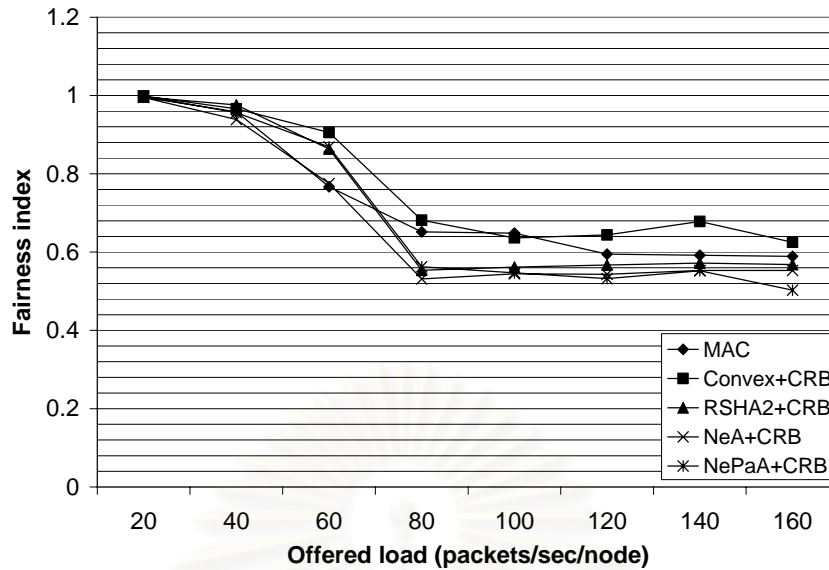
ในการทดสอบในลำดับถัดไปเป็นการทดสอบในอีกทอพอโลยีหนึ่ง คือ ทดสอบการส่งแพ็กเก็ตในทอพอโลยีที่ 3 ดังแสดงในรูปที่ 4.3 ซึ่งกำหนดให้ flow ที่ 1 มีโนด 0 เป็นโนดต้นทางและโนด 4 เป็นโนดปลายทาง flow 2 มีโนด 5 เป็นโนดต้นทางและโนด 8 เป็นโนดปลายทาง จากผลการทดสอบที่ได้แสดงดังรูปที่ 4.58 จะสังเกตเห็นว่าค่าอัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จของวิธีการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงในวิธีที่เสนอสูงกว่าวิธีการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 ในทุกค่าโหลดขอบริการ (ยกเว้นที่โหลดขอบริการ 20 แพ็กเก็ต/วินาที) เมื่อค่าโหลดขอบริการสูง ๆ ค่าอัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จของวิธีการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ ณ โหนดนั้น ๆ และโนดถัดไปร่วมกับการลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ตจะมีค่าสูงสุดเนื่องจากเหตุผลที่กล่าวข้างต้น เมื่อพิจารณาเวลาเฉลี่ยจากปลายถึงปลายในรูปที่ 4.59 ค่าประวิงเวลาเฉลี่ยจากปลายถึงปลายของวิธีการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ ณ โหนดนั้น ๆ และโนดถัดไปร่วมกับการลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ตก็มีค่าต่ำสุดด้วย และเมื่อพิจารณาค่าความยุติธรรมของการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลในรูปที่ 4.60 ค่าความยุติธรรมของวิธีการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงตามฟังก์ชันนูนจะมีค่าสูงกว่าวิธีการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการช่วงชิงในวิธีอื่น ๆ



รูปที่ 4.58 อัตราการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (เปรียบเทียบแบบแผนการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งที่เสนอ กรณีทดสอบโดยใช้ทอพอโลยีที่ 3)



รูปที่ 4.59 ค่าประวิงเวลาเฉลี่ยจากปลายถึงปลายเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (เปรียบเทียบแบบแผนการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งที่เสนอ กรณีทดสอบโดยใช้ทอพอโลยีที่ 3)



**รูปที่ 4.60** ค่าความยุติธรรมของการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลเมื่อเปลี่ยนแปลงค่าโหลดขอบริการ (เปรียบเทียบแบบแผนการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งที่เสนอกรณีทดสอบโดยใช้ทอพอโลยีที่ 3)

#### 4.3 สรุป

ประสิทธิภาพของการจัดแถวคอยในวิธีที่เสนอไม่ได้ดีกว่าการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 เนื่องจากการสลับลำดับแพ็กเก็ตไม่ได้ส่งผลกระทบต่อกรเข้าถึงตัวกลางโดยตรง ส่วนในการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งทั้ง 4 วิธี ได้ผลคือ การกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ ณ โหนดนั้นจะให้ค่าอัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ต ข้อมูลสำเร็จที่สูงกว่าวิธีอื่น ๆ ส่วนวิธีการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งในวิธีอื่น ๆ จะมีค่าอัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จสูงกว่าการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 ในบางค่าโหลดขอบริการเท่านั้น และเมื่อนำวิธีการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งในวิธีต่าง ๆ มาใช้ร่วมกับการลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ตทำให้ประสิทธิภาพในการส่งแพ็กเก็ตดีขึ้น ซึ่งผลที่ได้จากการทดสอบจะเห็นว่าค่าอัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จของวิธีการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ ณ โหนดนั้น ๆ และโนดถัดไปร่วมกับการลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ตจะมีค่าสูงสุด แต่มีข้อเสียคือมีค่าความยุติธรรมของการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลต่ำกว่าวิธีอื่น ๆ โดยในวิธีที่ให้ค่าความยุติธรรมของการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสูงสุดคือ การกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ ณ โหนดนั้นร่วมกับการลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ต

## บทที่ 5

### บทสรุปและข้อเสนอแนะ

#### 5.1 สรุปผลการวิจัย

วิทยานิพนธ์ฉบับนี้ได้นำเสนอกลไกการควบคุมการเข้าถึงตัวกลางในโครงข่ายแอตสอก โดยมีเป้าหมายเพื่อเพิ่มอัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จ วิทยานิพนธ์ฉบับนี้ได้เสนอกลไกการเข้าถึงตัวกลาง ซึ่งประกอบด้วยกลไก 3 กลไก คือ กลไกการจัดแถวคอยแพ็กเก็ตในโครงข่ายแอตสอก ซึ่งเป็นการจัดลำดับแพ็กเก็ตตามค่าเวลาอ้างอิงที่เรียกว่า จุดเริ่มต้นของการส่งแพ็กเก็ตข้อมูล กลไกที่สองเป็นการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามข้อมูลต่าง ๆ ที่มีอยู่ของโหนดที่พิจารณาหรือโหนดข้างเคียง และกลไกที่สามเป็นกลไกในการลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ต ซึ่งผลจากการทดสอบสามารถสรุปได้ดังนี้

- กลไกการจัดแถวคอย

ผลการทดสอบพบว่าค่าอัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จของกลไกการจัดแถวคอยที่เสนอมีค่าใกล้เคียงกับของกลไกการจัดแถวคอยแบบเข้าก่อนออกก่อนที่ใช้ในมาตรฐาน IEEE 802.11 เนื่องจากการจัดแถวคอยที่เสนอเป็นการจัดแถวคอยในบัฟเฟอร์เท่านั้นไม่ได้มีส่วนในการควบคุมการเข้าถึงตัวกลาง จึงทำให้ค่าอัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จมีค่าใกล้เคียงกับกลไกการจัดแถวคอยแบบเข้าก่อนออกก่อนที่ใช้ในมาตรฐาน IEEE 802.11 แต่เมื่อพิจารณาค่าประวิงเวลาเฉลี่ยจากปลายถึงปลายของกลไกการจัดแถวคอยที่นำเสนอมีค่าน้อยกว่าของกลไกการจัดแถวคอยแบบเข้าก่อนออกก่อน เนื่องจากการจัดแถวคอยในวิธีที่เสนอจะให้ความสำคัญกับ flow ที่มีค่าไหลดขอบริการสูงได้ส่งก่อน ทำให้ค่าประวิงเวลาเฉลี่ยจากปลายถึงปลายของ flow ที่มีค่าไหลดขอบริการสูงมีค่าลดลงจากกรณีการจัดแถวคอยแบบเข้าก่อนออกก่อน ซึ่งจำนวนแพ็กเก็ตข้อมูลที่ส่งสำเร็จส่วนมากมาจาก flow ที่มีค่าไหลดขอบริการสูง ทำให้ค่าประวิงเวลาเฉลี่ยจากปลายถึงปลายของกลไกการจัดแถวคอยที่เสนอน้อยกว่ากลไกการจัดแถวคอยแบบเข้าก่อนออกก่อนของมาตรฐาน IEEE 802.11 เมื่อนำกลไกการจัดแถวคอยที่เสนอรวมกับการลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ต ส่งผลให้ค่าอัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จสูงกว่าของกลไกการจัดแถวคอยแบบเข้าก่อนออกก่อนที่ใช้ในมาตรฐาน IEEE 802.11 เนื่องจากค่าความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งที่กำหนดตามมาตรฐาน IEEE 802.11 ในบางครั้งมีค่ามากส่งผลให้สุ่มค่า backoff ได้ค่าที่มากตามไปด้วย ทำให้เกิดการรอคอยในการส่ง



แพ็กเก็ตที่มาก เมื่อมีการนำกลไกการลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ตมาใช้จึงทำให้ค่าประวิงเวลาเฉลี่ยจากปลายถึงปลายของแบบแผนที่เสนอน้อยลง ส่งผลให้ค่าอัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จสูงขึ้น

- กลไกการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งข้อมูล

ผลของการทดสอบที่ได้จากการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งข้อมูลทั้ง 4 วิธีที่นำเสนอ พบว่าการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งข้อมูลตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ของโหนดที่พิจารณาจะให้ค่าอัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จที่สูงที่สุด (กรณีใช้ฟังก์ชันนูนในการกำหนดค่าหน้าต่างการส่งข้อมูล) เนื่องจากการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งข้อมูลโดยใช้ฟังก์ชันนูนเป็นการกำหนดจากจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ ณ เวลานั้น ทำให้โหนดที่มีแพ็กเก็ตอยู่ในบัฟเฟอร์มากมีค่าประวิงเวลาของการรอคอยในการส่งแพ็กเก็ตน้อย เป็นการลดปัญหาเนื่องจากบัฟเฟอร์ล้นได้ ส่วนการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งข้อมูลวิธีอื่น ๆ ที่เสนอมีค่าอัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จน้อยกว่า เนื่องจากการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งข้อมูลวิธีอื่น ๆ แม้จะลดปัญหาการทรอปแพ็กเก็ตเนื่องจากบัฟเฟอร์ล้นได้ แต่ค่าความกว้างของหน้าต่างการส่งข้อมูลที่กำหนดก็ยังคงส่งผลให้เกิดค่าประวิงเวลาในการส่งแพ็กเก็ตที่มากเกินไปทำให้ค่าอัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จมีค่าต่ำ ดังนั้นถ้าสามารถลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ตได้จะทำให้ค่าอัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จสูงขึ้น

- กลไกการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งข้อมูลร่วมกับกลไกการลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ต

เมื่อใช้กลไกการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งข้อมูลร่วมกับกลไกการลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ต (แบบ Conditional Renewal Backoff) จะส่งผลให้ค่าอัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จของแบบแผนการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งข้อมูลทุกวิธีรวมกับการลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ตแบบ Conditional Renewal Backoff สูงกว่าของแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 เนื่องจากการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งข้อมูลที่สอดคล้องกับระดับคั่งของโครงข่ายและมีเวลาในการรอคอยในการส่งแพ็กเก็ตที่ต่ำ โดยในแบบแผนการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งข้อมูลตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ ณ โหนดนั้น ๆ กับโหนดถัดไป และแบบแผนการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งข้อมูลตามอัตราส่วนของการส่งแพ็กเก็ตในโหนดถัดไป กับโหนดปัจจุบันรวมกับการลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ตแบบ Conditional Renewal Backoff จะมีค่าประวิงเวลาเฉลี่ยจากปลายถึงปลายที่ต่ำกว่าแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE

802.11 เมื่อพิจารณาค่าความยุติธรรมในการส่งแพ็กเก็ตข้อมูล พบว่าในแบบแผนการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ ณ โหนดนั้น ๆ จะให้ค่าความยุติธรรมในการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสูงกว่าแบบแผนอื่น ๆ ส่วนการใช้กลไกการลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ตแบบ Fast Decreasing Backoff ร่วมกับการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ของโหนดที่พิจารณาและโหนดถัดไปเท่านั้นที่ให้ค่าอัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จที่สูงกว่าของแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 เนื่องจากการใช้กลไกการลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ตแบบ Fast Decreasing Backoff แม้จะช่วยลดเวลาในการส่งแพ็กเก็ตได้มากแต่ก็เพิ่มโอกาสของการชนกันของแพ็กเก็ตมากเกินไปด้วยส่งผลให้ประสิทธิภาพในการส่งแพ็กเก็ตลดต่ำลง ซึ่งสามารถสรุปประสิทธิภาพของแบบแผนการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งในวิธีการต่าง ๆ ร่วมกับการลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ตแบบ Conditional Renewal Backoff ได้ดังตารางที่ 5.1

**ตารางที่ 5.1** เปรียบเทียบผลจากการทดสอบของแบบแผนการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งที่เสนอร่วมกับการลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ตแบบ Conditional Renewal Backoff

	ผลที่ได้จากการทดสอบ
Data delivery ratio	NeA+CRB > RSHA2+CRB, NePaA+CRB > Convex+CRB > MAC
Average End to End delay	NeA+CRB < RSHA2+CRB < NePaA+CRB, MAC < Convex+CRB
Fairness	NeA+CRB < RSHA2+CRB < NePaA+CRB, MAC < Convex+CRB

จากผลการทดสอบทั้งหมดในวิทยานิพนธ์ฉบับนี้แสดงให้เห็นว่าการนำข้อมูลอื่น ๆ (จำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์) ของโหนดที่พิจารณาหรือโหนดข้างเคียงมาใช้ในการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งจะทำให้ประสิทธิภาพในการส่งแพ็กเก็ตสูงขึ้น และเมื่อเลือกกลไกต่าง ๆ นำมาใช้ร่วมกันอย่างเหมาะสม จะทำให้สมรรถนะของการทำงานเพิ่มขึ้นอีกมาก เช่น เมื่อใช้กลไกการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งตามจำนวนแพ็กเก็ตในบัฟเฟอร์ของโหนดที่พิจารณาและของโหนดถัดไป

ร่วมกับการใช้กลไกลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ต จะทำให้ค่าสมรรถนะของการทำงาน (อัตราการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จ) สูงที่สุด โดยที่ค่าประวิงเวลาเฉลี่ยจากปลายถึงปลายต่ำกว่าแบบแผนการเข้าถึงตัวกลางตามมาตรฐาน IEEE 802.11 และมีค่าความยุติธรรมของการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลที่ใกล้เคียงกัน เป็นต้น ซึ่งผลที่ได้จากการทดสอบของงานวิทยานิพนธ์ฉบับนี้เป็นการทดสอบภายใต้เงื่อนไขของการส่งข้อมูลแบบทิศทางเดียว (Unidirectional transmission) เท่านั้น ดังนั้นการนำแบบแผนต่าง ๆ ที่เสนอในวิทยานิพนธ์ฉบับนี้ไปใช้กับการส่งข้อมูลแบบสองทาง (Bidirectional transmission) อาจจะได้ผลการทดสอบที่แตกต่างจากวิทยานิพนธ์ฉบับนี้ และในวิทยานิพนธ์ฉบับนี้ยังได้ข้อสรุปอีกประการหนึ่งซึ่งเป็นการสนับสนุนกับงานวิจัยอื่น ๆ ที่ว่าการพัฒนาการส่งแพ็กเก็ตให้มีค่าวิสัยสามารถ (ดูจากอัตราส่วนการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลสำเร็จ) สูงขึ้นจะส่งผลให้ความยุติธรรมในการส่งแพ็กเก็ตลดต่ำลง หรือกล่าวอีกนัยหนึ่งได้ว่า ค่าความยุติธรรมจะถ่วงดุล (Tradeoff) กับค่าวิสัยสามารถ ทั้งนี้การนำไปใช้จะขึ้นอยู่กับความต้องการของผู้ใช้ว่าให้ความสำคัญกับค่าวิสัยสามารถหรือค่าความยุติธรรมมากกว่ากัน

## 5.2 ข้อเสนอแนะสำหรับงานวิจัยในอนาคต

สำหรับงานที่ควรได้รับการพัฒนาต่อไป

- (1) การกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่งซึ่งสามารถนำพารามิเตอร์อื่นนอกจากจำนวนแพ็กเก็ตที่อยู่ในบัฟเฟอร์มาใช้ในการกำหนดความกว้างของหน้าต่างการส่ง ซึ่ง เช่น อัตราการชนกันของแพ็กเก็ต เป็นต้น ซึ่งน่าจะเพิ่มค่าวิสัยสามารถของโครงข่ายให้สูงขึ้นได้เช่นกัน
- (2) กลไกการลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ตที่เสนอถึงแม้จะช่วยลดค่าประวิงเวลาในการส่งแพ็กเก็ตได้มาก แต่ในทางตรงกันข้ามก็เพิ่มอัตราการชนกันของข้อมูลให้มากขึ้นด้วย ดังนั้นควรที่จะมีการเพิ่มกลไกในการลดเวลารอคอยในการส่งแพ็กเก็ตเพื่อให้สอดคล้องกับอัตราการชนกันของแพ็กเก็ต หรือความคับคั่งของโครงข่าย
- (3) ในการทดสอบของงานวิทยานิพนธ์ฉบับนี้ได้ตั้งเงื่อนไขให้เน็ตไม่มีการเคลื่อนที่ในระหว่างการทดสอบ ดังนั้นถ้านำกลไกที่นำเสนอในงานวิทยานิพนธ์ฉบับนี้ไปใช้กับโครงข่ายที่เน็ตมีการเคลื่อนที่อาจทำให้มีประสิทธิภาพไม่ดีนัก ดังนั้นถ้าต้องการนำไปใช้กับโครงข่ายที่เน็ตสามารถเคลื่อนที่ได้ควรนำพารามิเตอร์ที่เกี่ยวกับการเคลื่อนที่มาใช้ในการพิจารณาด้วย

## รายการอ้างอิง.

1. H. Zhai, J. Wang, and Y. Fang. Distributed packet scheduling for multihop flows in ad hoc networks. IEEE Communication Society. (March 2004): 1081-1086.
2. D. Yang and V. O. K. Li. Distributed flow-based scheduling in multi-hop ad hoc networks. IEEE International Conference on Communication. (June 2004): 4167-4171.
3. C. S. R. Murphy and B. S. Manoj. Ad hoc wireless networks architecture and protocols. Prentic Hall PTR, New Jersey, 2004.
4. IEEE. Std. 802.11, Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) specification, 1999 edition.
5. H. Luo, J. Cheng, and S. Lu, "Self-coordinating localized fair queueing in wireless ad hoc networks," IEEE Transactions on Mobile Computing. 3, 1 (Jan-Feb 2004): 86-98.
6. H. Luo, J. Cheng, and S. Lu. A self-coordinating approach to distributed fair queueing in ad hoc wireless networks. IEEE International Conference on Computer and Communication Society, 3 (April 2001): 1370-1379.
7. H. Luo and S. Lu, "A topology-independent wireless fair queueing model in ad hoc networks," IEEE J. Select. Areas Commun. 3, 3 (March 2005): 585-597.
8. H. Luo and S. Lu, "A topology-independent fair queueing model in ad hoc wireless networks," IEEE International Conference on Network Protocols. (Nov 2000): 325-335.
9. H. Luo, S. Lu, and V. Bharghavan, "A new model for packet scheduling in multi-hop wireless networks" Proceedings of the 6th Annual ACM/IEEE International Conference on Mobile Computing and Networking. (2000): 76-86.
10. X. Wu, Y. Gao, H. Wu, and B. Li, "Fair scheduling with bottleneck consideration in wireless ad-hoc networks" IEEE International Conference on Computer Communications and Networks. (Oct. 2001): 568 – 572.
11. H. L. Chao and W. Liao, "Fair scheduling with QoS support in wireless ad hoc networks," IEEE Transactions on Wireless Communications. 3, 6 (Nov. 2004): 2119 – 2128.

12. H. L. Chao and W. Liao, "Credit-based fair scheduling in ad hoc wireless networks" IEEE International Conference on Vehicular Technology. (Sep 2002): 1442-1446.
13. H. L. Chao and W. Liao, "Credit-based slot allocation for multimedia mobile ad hoc networks" IEEE J. Select. Areas Commun. 21, 10, (Dec 2003): 1642 - 1651.
14. H. Luo, J. Cheng, and W. Liao, "Fair scheduling with QoS support in ad hoc networks" IEEE International Conference on Local Computer Communications and Networks. (Nov 2002): 502 – 507.
15. H. L. Chao and W. Liao, "Fair scheduling in mobile ad hoc networks with channel errors," IEEE Transactions on Wireless Communications. 4, 3 (May 2005): 1254-1263.
16. B. Li, "End-to-end fair bandwidth allocation in multi-hop wireless ad hoc networks," Available form: <http://www.eecg.toronto.edu/~bli/papers/bli-icdcs05.pdf>.
17. A. K. Somani and J. Zhou, "Achieving fairness in distributed scheduling in wireless ad-hoc networks" IEEE International Conference on Computing, and Communications. (April 2003): 95-102.
18. J. Cheng and S. Lu, "Achieving delay and throughput decoupling in distributed fair queueing over ad hoc networks," IEEE International Conference on Computer Communications and Networks ICCCN 2003. (Oct.2003): 217-222.
19. V. Bharghavan, A. Demers, S. Shenker, and L. Zhang, "MACAW: A media access protocols for wireless LAN's," in Proc. ACM SIGCOMM, (1994): 212-225.
20. J. Li, C. Blake, S. Douglas, J. D. Couto, H. L. Lee and R. Morris, "Capacity of ad hoc wireless networks" Proceedings of ACM/IEEE International Conference on Mobile Computing and Networking. (July 2001): 1081-1086.
21. P. Goyal, H. M. Vin, and H. Cheng, "Start-time fair queueing: A scheduling algorithm for integrated service packet switching networks," IEEE/ACM Transactions on Networking. 5, 5 (Oct 1997): 690-704.
22. "NS2 Network Simulator," Available form: <http://www.isi.edu/nsnam/ns/>.





ภาคผนวก

สถาบันวิทยบริการ  
จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย

## บทความทางวิชาการที่ได้รับการเผยแพร่

1. S. Pornchaiwivat and W. Benjapolakul, "Coordinate Assigning Contention Window in Ad Hoc Network," in the Proceeding of IEEE International Region 10 Technical Conference on Analog and Digital Technique in Electrical Engineering (TENCON' 06, Hong Kong), 14-17 November 2006



สถาบันวิทยบริการ  
จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย



If a station has a packet to transmit, it will check the medium status by using the carrier sensing mechanism. If the medium is idle, the transmission may proceed. If the medium is determined to be busy, the station will defer until the medium is determined to be idle for a distributed coordination function inter-frame space (DIFS) and the backoff procedure will be invoked. The station will set its backoff timer to a random backoff time based on the current contention window size (CW).

$$\text{Backoff Time (BT)} = B \times \text{aSlotTime} \quad (1)$$

where  $B$  is the backoff timer which is a randomly chosen integer from a uniform distribution over the interval between zero and the current contention window size  $CW$ , and  $\text{aSlotTime}$  is the length of a unit time slot.

After a DIFS idle time, if the medium is determined to be idle during a particular backoff slot, then the backoff procedure will decrement its backoff time by a slot time. If the medium is determined to be busy at any time during a backoff slot with a nonzero backoff timer, then the backoff procedure is suspended. That is, a station is deferring its packet transmission, then it will freeze the value of the backoff timer until next contention period. The backoff procedure is resumed again after the medium is determined to be idle for DIFS period. Transmission will begin whenever the backoff timer reaches zero. The receiver will send an ACK without errors after a short inter-frame space (SIFS) idle period, the transmission is concluded to be successfully completed. If the transmission is not successfully completed (i.e., the source station does not receive the ACK after SIFS), the  $CW$  size will be increased, beginning with the initial value, up to the maximum value. This process is called the binary exponential backoff (BEB), which intends to resolve collisions.

IEEE 802.11 MAC protocol does not coordinate between nodes at different hops within a multi-hop flow. This non-coordinate result in two drawbacks. First, immediate neighbor links of the same multi-hop flow will become adversaries in channel contention. This will increase the collision rate and reduce throughput. The second drawback is that, this non-coordination results in the bottleneck problem. The differences in channel access capability between bottleneck links and non-bottleneck links will result in packet dropping at bottleneck nodes due to limited buffer size. This results in wastes of channel resource and transmission power and overall system throughput degradation.

### III. PROPOSED ALGORITHM

To solve the above two problems, we develop our algorithm based on the 802.11 MAC protocol. Upstream node will use information from downstream neighbor node to adjust its contention window. The main idea of this algorithm is a downstream node forwarding old packets will always have priority over an upstream node sending new packets. With this algorithm, contention will be reduced between nodes in the same flow.

#### A. Information exchange

To make those packets forwarded by a downstream node recognizable by its immediate upstream neighbor, we should piggyback some flow information in the MAC header of data packets. Each node  $j$  should keep a flow table to record all the flows passing through it. The table contains a list of flow records  $f_i$  which include flow  $i$ 's source address  $s_i$ , destination address  $d_i$  next-hop address  $nh_i$ , last-sent sequence number  $ls_i$  and last-heard sequence number  $lh_i$ . The next-hop address  $nh_i$  is the node address of flow  $i$ 's downstream immediate neighbor. The last-sent sequence number is flow  $i$ 's latest sequence number of the packet that has been sent or is being sent by node  $j$ . The last-heard sequence number is the latest sequence number of the packet sent by  $nh_i$  which has been overheard by node  $j$ .

#### B. MAC layer modification

The Whenever node  $j$  needs to send a packet, first, the last-sent sequence number  $ls_i$  should be updated to the current packet's sequence number. Then, node  $j$  will calculate the ratio of the last-sent sequence number and the last-heard sequence number ( $r_i = ls_i / lh_i$ ) and this ratio will be used to calculate contention window size as follows.

$$CW = \min\{CW_{\max}, (r_i \times CW_{\min})\} \quad (2)$$

Obviously, the bigger the  $CW$  is, the longer the average transmission waiting time. When there are more packets blocked in the immediate downstream node  $nh_i$ , the channel access ability of the current sending packet of node  $j$  is reduced.

#### C. Backoff Procedure

After a DIFS idle time, if a station senses that the medium is idle for a slot, then the backoff time will decrease by a slot time ( $BT_{new} = BT_{old} - \text{aSlotTime}$ ). When its backoff time reaches zero, the station will transmit a packet. But in our proposed method, if there are  $[(CW_{\min} + 1) \times 2 - 1]$  consecutive idle slots, its backoff timer is decreased by a half in each idle slot. We will call this algorithm as Fast Decreasing Backoff (FDB) and new backoff can be calculated as follows

$$BT_{new} = BT_{old} - BT_{old} / 2 \quad (3)$$

Another backoff procedure, that we will use to calculate new backoff timer ( $B_{new}$ ) after the medium is detected to be busy at any time during a backoff slot with a nonzero backoff timer, will random new backoff time by using the rest of the value of the backoff timer ( $B_{old}$ ). We will call this algorithm as Double Random Backoff (DRB) and this algorithm can calculate as follows

$$B_{new} = \text{rand}(0, B_{old}) \quad (4)$$

IV. PERFORMANCE EVALUATION

In this section, we simulate flows with Constant Bit Rate application model in ns-2, where the data packet size is set to be 512 bytes and the simulated buffer size was 50 packets for each node. The radio model is based on existing commercial wireless network with a radio transmission range of 250 meters and channel capacity of 2 Mbit/sec. Each simulation is run for 300 seconds. Each simulation is run for 300 seconds, and the throughput is counted as number of packets.

In our implementation, three important performance metrics are evaluated:

- Data delivery ratio – the ratio of the number of data packets that successfully arrive at their final destination and the offered load.
- Average end-to-end delay – the average end-to-end delay of all packet which reach the destination.
- Fairness index – this parameter indicates how fair the residual bandwidth is shared by all flow foe each approach.

A. Single flow scenario

We first considered a simple scenario of a single flow with six nodes as shown in Fig. 2 (a). In this simulation, node 0 is the source and node 5 is the destination, this simulation used 20, 40,60,..., 160 packets/sec CBR as traffic loads. Figs. 3 and 4 provide the throughput and the average end-to-end delay of this single flow scenario.

From Fig. 3, we observe that when traffic load is higher than 60 packets/sec, the data delivery ratio of the system starts to decrease. However, our proposed algorithms (FDB and DRB) give higher data delivery ratio than MAC protocol, at 140 and 160 packets/sec. offered load, DRB algorithm gives higher data delivery ratio than MAC protocol for about 40.34% and 39.96%, respectively, when FDB algorithm has higher data delivery ratio than MAC protocol for about 8.03% and 7.69%. Furthermore, we observe the average end-to-end delay in Fig. 4, DRB algorithm gives much lower delay than MAC protocol while FDB gives quite near average end-to-end delay to that of MAC protocol.

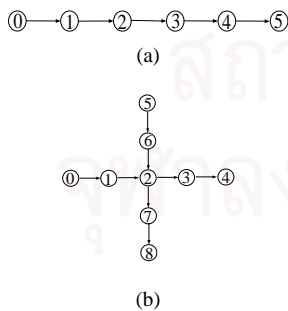


Figure 2. Network topology

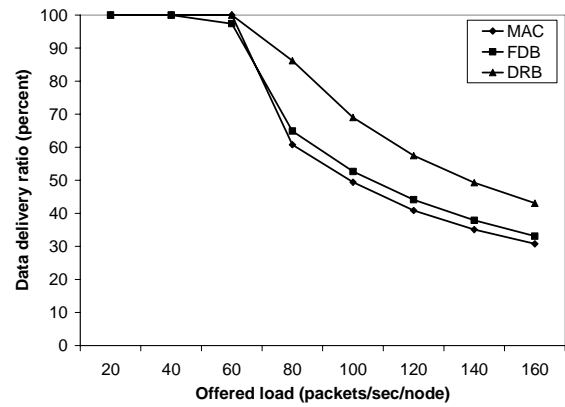


Figure 3. Data delivery ratio

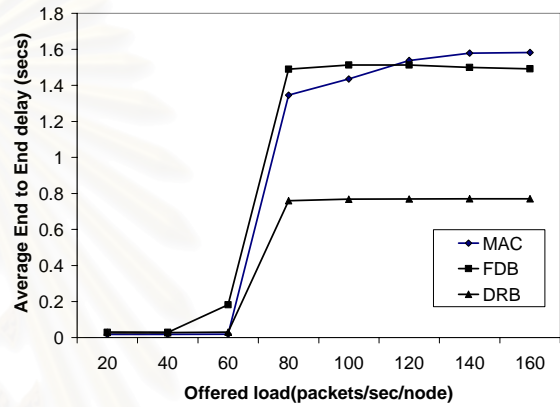


Figure 4. Average end-to-end delay

B. Multi-flow scenario

We next simulated a multi-hop multi-flow scenario, with two flows (node 0 to 4 and node 5 to 8) and with nine nodes as shown in Fig. 2 (b). We also used CBR traffic loads the same as the previous scenario.

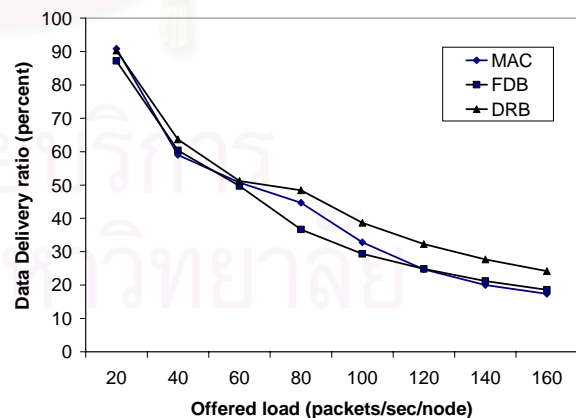


Figure 5. Data delivery ratio



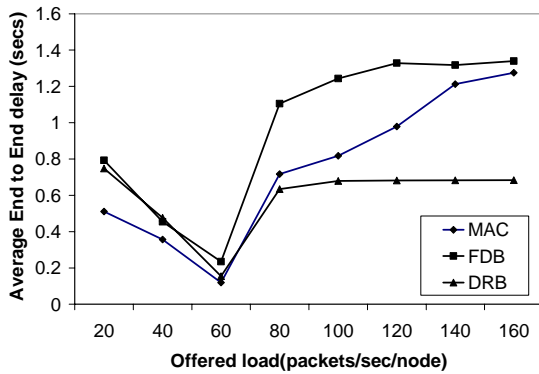


Figure 6. Average end-to-end delay

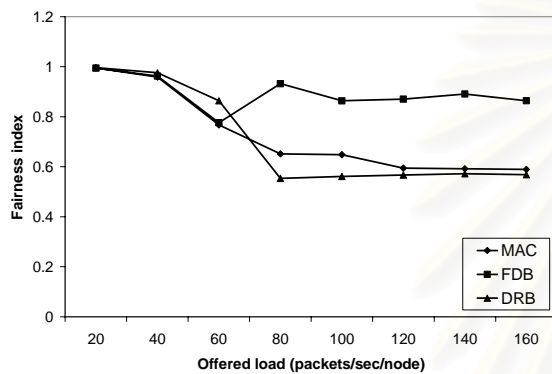


Figure 7. Fairness index

This simulation still gives the results similar to those of the previous scenario, that is, DRB still gives higher data delivery ratio than MAC protocol, at 140 and 160 packets/sec. offered load, DRB algorithm gives higher data delivery ratio than MAC protocol for about 38.10% and 39.09%, respectively, when FDB algorithm has higher data delivery ratio than MAC protocol for about 5.97% and 6.98%. While the average end to end delay is still lower than that of MAC protocol. While we observe the fairness index ( $FI$ ) calculated by eq. (5) in Fig. 7, FDB gives fairness index higher than those of DRB and MAC protocols.

$$FI = \frac{\left( \sum_{i=1}^n x_i \right)^2}{n \times \sum_{i=1}^n x_i^2} \quad (5)$$

where  $n$  is the number of flows,  $x_i$  is the throughput of flow  $i$

These results show that using coordinate with neighbor node for assigning the contention window size will give higher data delivery ratio than MAC protocol while maintaining lower average end to end delay than MAC protocol.

## V. CONCLUSION

In this paper, we proposed a new contention-based MAC algorithm that can reduce the opportunity of occurring bottleneck nodes by using the number of packets that has been sent in next node and current node for assigning the contention window. We also proposed two new backoff procedures that can reduce the waiting time before sending packet in each node. The results show that our proposed algorithms can achieve high throughput performance while preserving acceptable average end to end delay in ad hoc networks.

## ACKNOWLEDGMENT

The authors wish to thank Thesis Supporting Fund of Chulalongkorn University and the AUN/SEED-Net's Collaborative Research Support Project (JFY2005) for support on this research work.

## REFERENCES

- [1] IEEE. Std. 802.11, Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) specification, 1999 edition.
- [2] V. Bharghavan, A. Demers, S. Shenker, and L. Zhang, "MACAW: A media access protocols for wireless LAN's," in *Proc. ACM SIGCOMM*, 1994, pp. 212-225.
- [3] H. Luo, J. Cheng, and S. Lu, "Self-coordinating localized fair queueing in wireless ad hoc networks," *IEEE Transaction on Mobile Computing*, Volume 3, Issue 1, Jan-Feb 2004, pp. 86 – 98.
- [4] H. Luo, J. Cheng, and S. Lu, "A self-coordinating approach to distributed fair queueing in ad hoc wireless networks," in *Proc. IEEE Int. Conf. Computer and Communication Society*, Volume 3, April 2001, pp. 1370-1379.
- [5] H. L. Chao and W. Liao, "Fair scheduling with QoS support in wireless ad hoc networks," *IEEE Transactions on Wireless Communications*, Volume 3, Issue 6, Nov. 2004, pp. 2119 – 2128.
- [6] H. L. Chao and W. Liao, "Credit-based fair scheduling in ad hoc wireless networks" in *Proc. IEEE Int. Conf. Vehicular Technology*, Sept. 2002, pp. 1442-1446.
- [7] J. Cheng and S. Lu, "Achieving delay and throughput decoupling in distributed fair queueing over ad hoc networks," in *Proc. IEEE Int. Computer Communications and Networks ICCCN 2003*, Oct. 2003, pp. 217-222
- [8] P. Goyal, H. M. Vin, and H. Cheng, "Start-time fair queueing: A scheduling algorithm for integrated service packet switching networks," *IEEE/ACM Transactions on Networking*, Volume 5, Issue 5, Oct. 1997, pp. 690-704.

## ประวัติผู้เขียนวิทยานิพนธ์

นาย สมเกียรติ พรชัยวิวัฒน์ เกิดวันที่ 8 มกราคม พ.ศ. 2521 ที่จังหวัดปทุมธานี สำเร็จการศึกษาปริญญาวิศวกรรมศาสตรบัณฑิต (เกียรตินิยมอันดับหนึ่ง) สาขาวิศวกรรมโทรคมนาคม จากสถาบันเทคโนโลยีพระจอมเกล้าเจ้าคุณทหารลาดกระบังในปีการศึกษา 2543 และได้เข้าศึกษาต่อในหลักสูตรวิศวกรรมศาสตรมหาบัณฑิต ที่จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย ในปีการศึกษา 2546



สถาบันวิทยบริการ  
จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย