

การจัดการบัพไฟฟ้อร์สำหรับพีซีพีบนบริการจีเอฟอาร์ไอในโครงข่ายเอทีเอ็ม



นางสาวปิยาภรณ์ กระฉอดนอก

# สถาบันวิทยบริการ จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย

วิทยานิพนธ์นี้เป็นส่วนหนึ่งของการศึกษาตามหลักสูตรปริญญาวิศวกรรมศาสตรมหาบัณฑิต

สาขาวิชาวิศวกรรมไฟฟ้า ภาควิชาวิศวกรรมไฟฟ้า

คณะวิศวกรรมศาสตร์ จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย

ปีการศึกษา 2544

ISBN 974-03-0404-4

ลิขสิทธิ์ของจุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย

BUFFER MANAGEMENT FOR TCP OVER GFR SERVICE IN AN ATM NETWORK

Ms. Piyaporn Krachodnok

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

Department of Electrical Engineering

Faculty of Engineering

Chulalongkorn University

Academic Year 2001

ISBN 974-03-0404-4

หัวข้อวิทยานิพนธ์      การจัดการบัฟเฟอร์สำหรับที่ซีพียูบริการจีเอฟอาร์ในโครงข่ายเอทีเอ็ม  
โดย                              นางสาวปิยาภรณ์ กระจอดนอก  
สาขาวิชา                      วิศวกรรมไฟฟ้า  
อาจารย์ที่ปรึกษา              รองศาสตราจารย์ ดร.วาทิต เบนญพลกุล

---

คณะวิศวกรรมศาสตร์ จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย อนุมัติให้หัวข้อวิทยานิพนธ์ฉบับนี้เป็นส่วนหนึ่งของการศึกษาตามหลักสูตรปริญญาวิทยาศาสตรบัณฑิต

..... คณบดีคณะวิศวกรรมศาสตร์  
( ศาสตราจารย์ ดร.สมศักดิ์ ปัญญาแก้ว )

คณะกรรมการสอบวิทยานิพนธ์

..... ประธานกรรมการ  
( ศาสตราจารย์ ดร.ประสิทธิ์ ประพัฒน์มงคล )

..... อาจารย์ที่ปรึกษา  
( รองศาสตราจารย์ ดร.วาทิต เบนญพลกุล )

..... กรรมการ  
( ผู้ช่วยศาสตราจารย์ ดร.ลัญจกร วุฒิสวัสดิ์กุลกิจ )

สถาบันวิทยบริการ  
จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย

ปิยาภรณ์ กระฉอดนอก : การจัดการบัฟเฟอร์สำหรับที่ซีพีบนบริการจีเอพอาร์ในโครงข่าย  
เอทีเอ็ม (BUFFER MANAGEMENT FOR TCP OVER GFR SERVICE IN AN ATM  
NETWORK) อ. ที่ปรึกษา : รองศาสตราจารย์ ดร.วาทิต เบญจพลกุล, 139 หน้า. ISBN  
974-03-0404-4

หน้าที่หลักที่สำคัญของการจัดการบัฟเฟอร์ (Buffer Management) สำหรับการบริการข้อมูล  
GFR (Guaranteed Frame Rate) ในโครงข่าย ATM คือ การคัดเลือกเซลล์ข้อมูลประเภท GFR  
ที่เหมาะสมคือเซลล์ GFR ที่ไม่ได้รับการแท็กจาก UNI (User-Network Interface) เข้าสู่บัฟเฟอร์ของ  
สวิตช์ เพื่อให้แหล่งกำเนิดสามารถส่งข้อมูลได้ตามค่า MCR (Minimum Cell Rate) ที่ได้รับการ  
รับประกันไว้ จากการศึกษาพบว่าปัจจัยหลักของการจัดการบัฟเฟอร์ มี 2 ประการคือ ค่าวิสัยสามารถ  
(TCP Throughput) และความยุติธรรม (Fairness Index) การจัดการบัฟเฟอร์ที่ดีจะต้องให้ค่าวิสัย  
สามารถในระดับสูงใกล้เคียงกับค่าที่เหมาะสมที่สุด (Optimum) และจะต้องมีความยุติธรรมมากที่สุด  
กับ แหล่งกำเนิดทุกแหล่งตามค่า MCR ที่มีการรับประกันไว้ แต่ค่าวิสัยสามารถและความยุติธรรม  
จะมีลักษณะตรงข้ามกัน คือ หากต้องการค่าวิสัยสามารถสูงความยุติธรรมจะต่ำ แต่ถ้าหากต้องการ  
ความ ยุติธรรมสูง วิสัยสามารถจะต่ำลงเช่นกัน

วิทยานิพนธ์ฉบับนี้นำเสนอการจัดการบัฟเฟอร์วิธีการใหม่คือ วิธีการ BADT (Buffer  
Allocation with Dynamic Threshold) ซึ่งใช้เทคนิคจุดเริ่มเปลี่ยนแบบพลวัตมาช่วยเพื่อปรับปรุงความ  
ยุติธรรมในการส่งข้อมูล วิธีการนี้ใช้การเลือกทิ้งแพ็กเก็ตที่ถูกแท็กของช่องสัญญาณเสมือน (GFR VC)  
แต่ละช่องออกไปก่อนและจัดสรรแพ็กเก็ตที่ได้รับการรับรองอัตราบริการต่ำที่สุดเข้าสู่บัฟเฟอร์ตามค่า  
MCR ถ้าแพ็กเก็ตของช่องสัญญาณเสมือนมีการใช้แบนด์วิดท์สูงกว่าที่จัดสรรให้ แพ็กเก็ตนี้จะถูกทิ้ง  
ก่อนเพื่อป้องกันไม่ให้โครงข่ายเกิดความคับคั่ง วิทยานิพนธ์นี้ใช้การทดสอบสมรรถนะของวิธีการ  
BADT เปรียบเทียบกับวิธีการอื่นๆ ที่เคยมีผู้นำมาเสนอมาแล้วในด้านต่างๆ จากการจำลองแบบพบว่า  
วิธีการ BADT ที่นำเสนอช่วยเพิ่มความยุติธรรมของการบริการข้อมูล GFR โดยมีค่า Fairness Index  
เท่ากับ 0.999 ในขณะที่ยังคงค่าวิสัยสามารถในระดับสูงที่ยังคงสามารถยอมรับได้ใกล้เคียงกับวิธีการ  
อื่นๆ ที่เคยมีผู้นำมาเสนอมาแล้ว โดยคิดเป็นค่าประสิทธิภาพของโครงข่ายได้ประมาณ 96%

ภาควิชา	วิศวกรรมไฟฟ้า	ลายมือชื่อนิสิต
สาขาวิชา	วิศวกรรมไฟฟ้า	ลายมือชื่ออาจารย์ที่ปรึกษา
ปีการศึกษา	2544	

# # 4070553321 : MAJOR ELECTRICAL ENGINEERING

KEYWORD : GAURANTEED FRAME RATE/ TRANSMISSION CONTROL PROTOCOL/  
DYNAMIC THRESHOLD/ ATM NETWORKS.

PIYAPORN KRACHODNOK : BUFFER MANAGEMENT FOR TCP OVER  
GFR SERVICE IN AN ATM NETWORK. THESIS ADVISOR : ASSOC. PROF.  
Dr.WATIT BENJAPOLAKUL. 139 pp. ISBN 974-03-0404-4

Buffer management plays an important role in the Guaranteed Frame Rate (GFR) service in an ATM network. The buffer management algorithms are used to allocate appropriate space in a switch buffer for untagged GFR cells to fulfill the guaranteed MCR (Minimum Cell Rate). Two main goals of buffer management algorithm are high throughput and high fairness. However, these goals are compromised. The higher the throughput is, the lower the fairness.

This thesis proposes a new buffer management algorithm called BADT (Buffer Allocation with Dynamic Threshold) algorithm, which uses dynamic threshold techniques for the fairness index improvement. BADT algorithm selectively drops the tagged packets of each GFR VC. The tagged packets are selected to be discarded first and the untagged packets are allocated to guarantee the minimum rate entering the buffer according to the MCR. The untagged packets are selected to be discarded if that VC uses wider bandwidth than the fair share among all sessions. The performance comparison of the previously proposed algorithms is shown. Finally, the simulation results show that the BADT algorithm gives the highest fairness index with still acceptably high throughput compared to the previously proposed algorithms. BADT algorithm gives fairness index and throughput efficiency of approximately 0.999 and 96%, respectively.

Department            Electrical Engineering            Student's signature

Field of study        Electrical Engineering            Advisor's signature

Academic year        2001

## กิตติกรรมประกาศ

วิทยานิพนธ์ฉบับนี้สำเร็จลุล่วงไปด้วยดี ด้วยความช่วยเหลืออย่างดียิ่งของรองศาสตราจารย์ ดร.วาทิต เบญจพลกุล อาจารย์ที่ปรึกษาวิทยานิพนธ์ ซึ่งได้ให้คำแนะนำและข้อคิดเห็นต่างๆ ในการวิจัย ด้วยดีตลอดมา ขอขอบคุณ โครงการทุนอุดหนุนและส่งเสริมวิทยานิพนธ์ระดับปริญญาโท-เอกที่สนับสนุนโดยให้ทุนวิจัย ขอขอบคุณคุณครูและอาจารย์ของผู้วิจัยทุกท่านที่ให้ความรู้ประสิทธิภาพ และเพื่อนนิสิตสาขาาระบบโทรคมนาคมทุกๆ ท่าน ที่เป็นกำลังใจและให้ความช่วยเหลือด้วยดีมาตลอด

สุดท้ายนี้ ผู้วิจัยใคร่ขอกราบขอบพระคุณบิดามารดา และผู้มีพระคุณทุกท่าน ซึ่งให้การสนับสนุนและให้กำลังใจแก่ผู้วิจัยเสมอมาจนสำเร็จการศึกษา

นางสาวปิยาภรณ์ กระจอดนอก



สถาบันวิทยบริการ  
จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย

## สารบัญ

	หน้า
บทคัดย่อภาษาไทย.....	ง
บทคัดย่อภาษาอังกฤษ.....	จ
กิตติกรรมประกาศ.....	ฉ
สารบัญ.....	ช
สารบัญรูป.....	ฎ
สารบัญตาราง.....	ฏ
บทที่	
1. บทนำ.....	1
1.1 ความเป็นมาและความสำคัญของปัญหา.....	1
1.2 วัตถุประสงค์.....	3
1.3 เป้าหมายและขอบเขตวิทยานิพนธ์.....	3
1.4 ขั้นตอนและวิธีการดำเนินงาน.....	4
1.5 ประโยชน์ที่คาดว่าจะได้รับ.....	4
2. โครงข่ายเอทีเอ็ม.....	5
2.1 คุณลักษณะของโครงข่ายเอทีเอ็ม.....	5
2.2 คุณภาพของการบริการของโครงข่ายเอทีเอ็ม.....	9
2.3 ประเภทของการบริการในโครงข่ายเอทีเอ็ม.....	10
2.3.1 คุณภาพของการบริการสำหรับการบริการแต่ละประเภท.....	13
2.3.2 ลำดับความสำคัญของการบริการแต่ละประเภท.....	13
2.3.3 โพรโทคอลสำหรับการบริการแต่ละประเภท.....	14
2.4 สรุป.....	16
3. การจัดการทราฟฟิกสำหรับการบริการ GFR .....	17
3.1 กล่าวนำ.....	17
3.2 บริการ GFR (Guaranteed Frame Rate).....	18
3.3 การออกแบบสำหรับสร้างการรับรองอัตราเฟรมต่ำที่สุด.....	19
3.4 การควบคุมความคับคั่งและการส่งข้อมูลของ TCP .....	21
3.4.1 การควบคุมการส่งข้อมูลของ TCP .....	21

## สารบัญ (ต่อ)

3.4.2 Slow Start และ Congestion Avoidance .....	24
3.4.3 Fast Retransmission และ Recovery (TCP Reno).....	27
3.4.4 Selective Acknowledgments .....	28
4. การปรับปรุงสมรรถนะ TCP บนบริการ GFR .....	30
4.1 ทราฟฟิก TCP บนบริการ GFR .....	31
4.2 วิธีการ Double-EPD (Double-Early Packet Discard).....	32
4.3 วิธีการ Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting .....	35
4.4 วิธีการ DFBA (Differential Fair Buffer Allocation) .....	38
4.5 ปัญหาที่พบในการบริการ GFR .....	39
4.6 อัลกอริทึม BADT (อัลกอริทึมที่นำเสนอ) .....	41
5. แบบจำลอง.....	47
5.1 ข้อกำหนดที่ใช้ในการจำลองแบบ.....	47
5.2 แบบจำลองโครงข่าย.....	49
5.2.1 แบบจำลอง Peer to Peer 5 Routers .....	49
5.2.2 แบบจำลอง Peer to Peer 10 Routers.....	51
5.2.3 แบบจำลอง Chain .....	53
5.3 การหาสมรรถนะของ TCP .....	54
6. ผลการจำลองแบบและการวิเคราะห์ .....	58
6.1 ผลการคำนวณและการจำลองแบบของอัตราบริการต่ำที่สุด .....	58
6.1.1 การวิเคราะห์ผลของการคำนวณและการจำลองแบบของอัตราบริการต่ำที่สุด.....	62
6.2 ผลการจำลองแบบผลกระทบของพารามิเตอร์ต่างๆ ที่สำคัญ สำหรับการบริการข้อมูล GFR .....	64
6.2.1 ผลกระทบของการปรับจุดเริ่มเปลี่ยน LBO (Low Buffer Occupancy) ที่มีต่อสมรรถนะของ TCP.....	66
6.2.2 การวิเคราะห์ผลกระทบของการปรับจุดเริ่มเปลี่ยน LBO (Low Buffer Occupancy) ที่มีต่อสมรรถนะของ TCP .....	67
6.2.3 ผลกระทบของการปรับจุดเริ่มเปลี่ยน HBO (High Buffer Occupancy) ที่มีต่อสมรรถนะของ TCP .....	69



สารบัญ (ต่อ)

6.2.4 การวิเคราะห์ผลกระทบของการปรับจุดเริ่มเปลี่ยน HBO (High Buffer Occupancy) ที่มีต่อสมรรถนะของ TCP .....	71
6.2.5 ผลกระทบของขนาดบัฟเฟอร์ที่สวิตช์ที่มีต่อสมรรถนะของ TCP .....	72
6.2.6 การวิเคราะห์ผลกระทบของขนาดบัฟเฟอร์ที่สวิตช์ที่มีต่อสมรรถนะของ TCP .....	74
6.2.7 ผลกระทบของจำนวนแหล่งกำเนิดที่ต่อกับเราเตอร์ที่มีต่อสมรรถนะของ TCP .....	76
6.2.8 การวิเคราะห์ผลกระทบของจำนวนแหล่งกำเนิดที่ต่อกับเราเตอร์ที่มีต่อสมรรถนะของ TCP .....	78
6.2.9 ผลการจำลองแบบสมรรถนะ TCP เมื่อมีการเปลี่ยนแปลงขนาด MBS (Maximum Burst Size).....	79
6.2.10 การวิเคราะห์ผลของการจำลองแบบเมื่อมีการเปลี่ยนแปลงขนาด MBS (Maximum Burst Size) .....	83
6.2.11 ผลการจำลองแบบสมรรถนะ TCP เมื่อมีการเปลี่ยนแปลงค่า MCR (Minimum Cell Rate).....	84
6.2.12 การวิเคราะห์ผลของการจำลองแบบเมื่อมีการเปลี่ยนแปลงค่า MCR (Minimum Cell Rate).....	85
6.2.13 ผลการจำลองแบบสมรรถนะ TCP เมื่อมีการเปลี่ยนแปลงขนาด MTU (Maximum Transmission Unit).....	86
6.2.14 การวิเคราะห์ผลการจำลองแบบสมรรถนะ TCP เมื่อมีการเปลี่ยนแปลงขนาด MTU (Maximum Transmission Unit).....	89
6.3 ผลการจำลองแบบการทำงานของแบบจำลอง Peer to Peer 5 Routers.....	90
6.3.1 ผลการจำลองแบบการทำงานโดยที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ทั้งหมดในโครงข่าย Local Area Network (LAN) และ Wide Area Network (WAN).....	90
6.3.2 ผลการจำลองแบบการทำงานโดยที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR และ rt-VBR ในโครงข่าย Wide Area Network (WAN).....	93
6.3.3 การวิเคราะห์ผลการจำลองแบบการทำงานของแบบจำลอง Peer to Peer 5 Routers.....	95
6.4 ผลการจำลองแบบการทำงานของแบบจำลอง Peer to Peer 10 Routers .....	98

สารบัญ (ต่อ)

6.4.1 ผลการจำลองแบบการทำงานโดยที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ทั้งหมดในโครงข่าย Local Area Network (LAN) และ Wide Area Network (WAN).....	98
6.4.2 ผลการจำลองแบบการทำงานโดยที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR และ rt-VBR ในโครงข่าย Wide Area Network (WAN).....	101
6.4.3 การวิเคราะห์ผลการจำลองแบบการทำงานของแบบจำลอง Peer to Peer 10 Routers.....	103
6.5 ผลการจำลองแบบการทำงานของแบบจำลอง Chain.....	105
6.5.1 ผลการจำลองแบบการทำงานโดยที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ทั้งหมดในโครงข่าย Local Area Network (LAN) และ Wide Area Network (WAN).....	105
6.5.2 ผลการจำลองแบบการทำงานโดยที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR และ rt-VBR ในโครงข่าย Wide Area Network (WAN).....	112
6.5.3 การวิเคราะห์ผลการจำลองแบบการทำงานของแบบจำลอง Chain.....	116
6.6 ผลการจำลองแบบและการวิเคราะห์ความซับซ้อนของอัลกอริทึมต่างๆ.....	118
7. บทสรุปและข้อเสนอแนะ.....	120
7.1 สรุปผลการทดสอบ.....	120
7.2 ข้อดีข้อเสียของการใช้อัลกอริทึม BADT บนการบริการ GFR.....	127
7.3 ข้อเสนอแนะ.....	128
รายการอ้างอิง.....	129
ภาคผนวก.....	131
บทความทางวิชาการที่ได้รับการเผยแพร่แล้ว.....	132
ประวัติผู้เขียนวิทยานิพนธ์.....	139

สารบัญรูป

	หน้า
รูปที่ 2.1 ข้อแตกต่างในการจัดช่องสัญญาณของ STM และ ATM .....	5
รูปที่ 2.2 การมัลติเพลกซ์ในระบบเอทีเอ็ม (Statistical Multiplexing).....	6
รูปที่ 2.3 Physical Link, Virtual Path (VP) และ Virtual Channel (VC).....	6
รูปที่ 2.4 รูปแบบของเซลล์ประเภท UNI และ NNI .....	7
รูปที่ 2.5 ATM VP Switching .....	8
รูปที่ 2.6 ATM VC Switching .....	8
รูปที่ 2.7 ATM Protocol Structure.....	9
รูปที่ 2.8 การจัดสรรแบนด์วิดท์ตามลำดับความสำคัญแก่การบริการประเภทต่างๆ.....	14
รูปที่ 2.9 การทำงานของโพรโทคอล AAL5.....	15
รูปที่ 3.1 ตำแหน่งของตัวตรวจทราฟฟิก ( Traffic Policer) การจัดการบัฟเฟอร์ (Buffer Management) และการจัดคิวขาออกของสวิตช์ (Output Queues).....	20
รูปที่ 3.2 กลไกการควบคุมการส่งข้อมูลของ TCP .....	22
รูปที่ 3.3 (ก) กลไก Slow Start และ Congestion Avoidance และ (ข) กลไก Fast Retransmit .....	25
รูปที่ 3.4 กราฟ Congestion Window (CWND) ขณะ Slow Start และ Congestion Avoidance....	26
รูปที่ 3.5 Congestion Window ของกลไก Fast Retransmit and Recovery .....	28
รูปที่ 3.6 Congestion Window ของกลไก Selective Acknowledgment .....	29
รูปที่ 4.1 อัลกอริทึม Double-EPD (Double Early Packet Discard).....	33
รูปที่ 4.2 แผนภูมิการทำงานของอัลกอริทึม Double-EPD.....	34
รูปที่ 4.3 อัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting .....	37
รูปที่ 4.4 แผนภูมิการทำงานของอัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting .....	37
รูปที่ 4.5 แผนภูมิการทำงานของอัลกอริทึม DFBA.....	39
รูปที่ 4.6 แผนภูมิการทำงานของอัลกอริทึม BADT (อัลกอริทึมที่นำเสนอง).....	46
รูปที่ 5.1 แบบจำลอง Peer to Peer 5 Routers, 20 TCP/Router.....	50
รูปที่ 5.2 แบบจำลอง Peer to Peer 5 Routers, 1 TCP/Router.....	50
รูปที่ 5.3 แบบจำลอง Peer to Peer 10 Routers.....	52
รูปที่ 5.4 แบบจำลอง Chain .....	53
รูปที่ 5.5 ชั้นและโครงสร้าง Protocol Data Units ของ TCP/IP บนโครงข่าย ATM.....	55

## สารบัญรูป (ต่อ)

รูปที่ 6.1 TCP Throughput ของการจำลองแบบ.....	60
รูปที่ 6.2 Congestion Windows ในช่องสัญญาณเสมือนต่างๆ.....	61
รูปที่ 6.3 ผลการเปรียบเทียบประสิทธิภาพ TCP เมื่อปรับจุดเริ่มเปลี่ยน LBO.....	66
รูปที่ 6.4 ผลการเปรียบเทียบค่าความยุติธรรม เมื่อปรับจุดเริ่มเปลี่ยน LBO.....	66
รูปที่ 6.5 ผลการเปรียบเทียบค่าความยุติธรรม เมื่อปรับจุดเริ่มเปลี่ยน HBO.....	70
รูปที่ 6.6 วิสัยสามารถของช่องสัญญาณเสมือน (GFR VC) แต่ละช่องสำหรับอัลกอริทึม Double-EPD.....	79
รูปที่ 6.7 วิสัยสามารถของช่องสัญญาณเสมือน (GFR VC) แต่ละช่องสำหรับอัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting.....	80
รูปที่ 6.8 วิสัยสามารถของช่องสัญญาณเสมือน (GFR VC) แต่ละช่องสำหรับอัลกอริทึม DFBA...	81
รูปที่ 6.9 วิสัยสามารถของช่องสัญญาณเสมือน (GFR VC) แต่ละช่องสำหรับอัลกอริทึม BADT...	82
รูปที่ 6.10 Total Throughput ที่ได้จากการรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุดบนแบบจำลอง Peer to Peer 5 Routers ที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ทั้งหมดในโครงข่าย LAN...	91
รูปที่ 6.11 Total Throughput ที่ได้จากการรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุดบนแบบจำลอง Peer to Peer 5 Routers ที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ทั้งหมดในโครงข่าย WAN...	92
รูปที่ 6.12 Total Throughput ที่ได้จากการรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุดบนแบบจำลอง Peer to Peer 5 Routers ที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR และ rt-VBR ในโครงข่าย WAN.....	94
รูปที่ 6.13 Total Throughput ที่ได้จากการรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุดบนแบบจำลอง Peer to Peer 10 Routers ที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ทั้งหมดในโครงข่าย LAN..	99
รูปที่ 6.14 Total Throughput ที่ได้จากการรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุดบนแบบจำลอง Peer to Peer 10 Routers ที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ทั้งหมดในโครงข่ายWAN..	100
รูปที่ 6.15 Total Throughput ที่ได้จากการรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุดบนแบบจำลอง Peer to Peer 10 Routers ที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR และ rt-VBR ในโครงข่าย WAN.....	102
รูปที่ 6.16 Total Throughput ที่ได้จากการรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุดบนแบบจำลอง Chain ที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ทั้งหมดในโครงข่าย LAN.....	106
รูปที่ 6.17 Total Throughput ที่ได้จากการรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุดบนแบบจำลอง Chain ที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ทั้งหมดในโครงข่าย WAN.....	109

## สารบัญรูป (ต่อ)

รูปที่ 6.18 Total Throughput ที่ได้จากการรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุดบนแบบจำลอง

Chain ที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR และ rt-VBR ในโครงข่าย WAN .....

113



สถาบันวิทยบริการ  
จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย

## สารบัญตาราง

	หน้า
ตารางที่ 2.1 พารามิเตอร์สำหรับการบริการทั้ง 6 ประเภทในโครงข่ายเอทีเอ็ม.....	12
ตารางที่ 2.2 คุณภาพของการบริการสำหรับการบริการทั้ง 6 ประเภท.....	13
ตารางที่ 2.3 โพรโทคอลสำหรับการบริการแต่ละประเภท.....	14
ตารางที่ 5.1 พารามิเตอร์ต่างๆ ที่ใช้ในแบบจำลอง Peer to Peer 10 Routers.....	50
ตารางที่ 6.1 ผลการคำนวณและการจำลองแบบของอัตราบริการต่ำที่สุด.....	60
ตารางที่ 6.2 ประสิทธิภาพ TCP โดยการปรับจุดเริ่มเปลี่ยน LBO.....	65
ตารางที่ 6.3 ค่าความยุติธรรม โดยการปรับจุดเริ่มเปลี่ยน LBO.....	65
ตารางที่ 6.4 ประสิทธิภาพ TCP โดยการปรับจุดเริ่มเปลี่ยน HBO.....	69
ตารางที่ 6.5 ค่าความยุติธรรม โดยการปรับจุดเริ่มเปลี่ยน HBO.....	70
ตารางที่ 6.6 ผลกระทบของขนาดบัฟเฟอร์ค่าต่างๆที่สวิตช์สำหรับอัลกอริทึม Double-EPD.....	72
ตารางที่ 6.7 ผลกระทบของขนาดบัฟเฟอร์ค่าต่างๆที่สวิตช์สำหรับอัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting.....	73
ตารางที่ 6.8 ผลกระทบของขนาดบัฟเฟอร์ค่าต่างๆที่สวิตช์สำหรับอัลกอริทึม DFBA.....	73
ตารางที่ 6.9 ผลกระทบของขนาดบัฟเฟอร์ค่าต่างๆที่สวิตช์สำหรับอัลกอริทึม BADT.....	74
ตารางที่ 6.10 ผลการจำลองแบบการเปลี่ยนแปลงจำนวนแหล่งกำเนิดสำหรับอัลกอริทึม Double-EPD.....	76
ตารางที่ 6.11 ผลการจำลองแบบการเปลี่ยนแปลงจำนวนแหล่งกำเนิดสำหรับอัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting.....	77
ตารางที่ 6.12 ผลการจำลองแบบการเปลี่ยนแปลงจำนวนแหล่งกำเนิดสำหรับอัลกอริทึม DFBA...	78
ตารางที่ 6.13 ผลการจำลองแบบการเปลี่ยนแปลงจำนวนแหล่งกำเนิดสำหรับอัลกอริทึม BADT...	79
ตารางที่ 6.14 ผลการจำลองแบบการเปลี่ยนแปลงขนาด MBS สำหรับอัลกอริทึม Double-EPD....	79
ตารางที่ 6.15 ผลการจำลองแบบการเปลี่ยนแปลงขนาด MBS สำหรับอัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting.....	80
ตารางที่ 6.16 ผลการจำลองแบบการเปลี่ยนแปลงขนาด MBS สำหรับอัลกอริทึม DFBA.....	81
ตารางที่ 6.17 ผลการจำลองแบบการเปลี่ยนแปลงขนาด MBS สำหรับอัลกอริทึม BADT.....	82
ตารางที่ 6.18 เปรียบเทียบผลการจำลองแบบเมื่อใช้ค่า MCR = 50%.....	84
ตารางที่ 6.19 เปรียบเทียบผลการจำลองแบบเมื่อใช้ค่า MCR = 85%.....	84

## สารบัญตาราง (ต่อ)

ตารางที่ 6.20 ผลการจำลองแบบการเปลี่ยนแปลงขนาด MTU สำหรับอัลกอริทึม Double-EPD...	87
ตารางที่ 6.21 ผลการจำลองแบบการเปลี่ยนแปลงขนาด MTU สำหรับอัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting.....	87
ตารางที่ 6.22 ผลการจำลองแบบการเปลี่ยนแปลงขนาด MTU สำหรับอัลกอริทึม DFBA.....	88
ตารางที่ 6.23 ผลการจำลองแบบการเปลี่ยนแปลงขนาด MTU สำหรับอัลกอริทึม BADT.....	88
ตารางที่ 6.24 เปรียบเทียบผลการจำลองแบบสำหรับแบบจำลอง Peer to Peer 5 Routers ที่มี แหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ทั้งหมดในโครงข่าย LAN.....	91
ตารางที่ 6.25 เปรียบเทียบผลการจำลองแบบสำหรับแบบจำลอง Peer to Peer 5 Routers ที่มี แหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ทั้งหมดในโครงข่าย WAN.....	92
ตารางที่ 6.26 เปรียบเทียบผลการจำลองแบบสำหรับแบบจำลอง Peer to Peer 5 Routers ที่มี แหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR และ rt-VBR ในโครงข่าย WAN.....	94
ตารางที่ 6.27 เปรียบเทียบผลการจำลองแบบสำหรับแบบจำลอง Peer to Peer 10 Routers ที่มี แหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ทั้งหมดในโครงข่าย LAN.....	99
ตารางที่ 6.28 เปรียบเทียบผลการจำลองแบบสำหรับแบบจำลอง Peer to Peer 10 Routers ที่มี แหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ทั้งหมดในโครงข่าย WAN.....	100
ตารางที่ 6.29 เปรียบเทียบผลการจำลองแบบสำหรับแบบจำลอง Peer to Peer 10 Routers ที่มี แหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR และ rt-VBR ในโครงข่าย WAN.....	102
ตารางที่ 6.30 เปรียบเทียบผลการจำลองแบบสำหรับแบบจำลอง Chain ที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิก เป็นบริการ GFR ทั้งหมดในโครงข่าย LAN.....	108
ตารางที่ 6.31 เปรียบเทียบผลการจำลองแบบสำหรับแบบจำลอง Chain ที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิก เป็นบริการ GFR ทั้งหมดในโครงข่าย WAN.....	111
ตารางที่ 6.32 เปรียบเทียบผลการจำลองแบบสำหรับแบบจำลอง Chain ที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิก เป็นบริการ GFR และ rt-VBR ในโครงข่าย WAN.....	115
ตารางที่ 6.33 เปรียบเทียบความซับซ้อนของอัลกอริทึม Double-EPD, Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting, DFBA และ BADT.....	118
ตารางที่ 7.1 ตารางสรุปผลกระทบของพารามิเตอร์ต่างๆ ที่สำคัญ สำหรับการบริการข้อมูล GFR ..	121
ตารางที่ 7.2 ตารางสรุปผลการทดสอบอัลกอริทึมต่างๆ บนแบบจำลอง Peer to Peer 5 Routers, Peer to Peer 10 Routers และ Chain.....	122

## สารบัญตาราง (ต่อ)

ตารางที่ 7.3	เปอร์เซ็นต์การปรับปรุงวิสัยความสามารถของอัลกอริทึม BADT	126
ตารางที่ 7.4	เปอร์เซ็นต์การปรับปรุงความยุติธรรมของอัลกอริทึม BADT	126
ตารางที่ 7.5	สรุปผลการรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุด	126



สถาบันวิทยบริการ  
จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย



## บทที่ 1

### บทนำ

#### 1.1 ความเป็นมาและความสำคัญของปัญหา

โครงข่ายเอทีเอ็ม (Asynchronous Transfer Mode Networks หรือ ATM Networks) เป็นระบบที่มีการส่งข้อมูลแบบเซลล์ (Cells) ด้วยความเร็วสูง ใช้การต่อถึงกันแบบ Connection-Oriented มีการส่งข้อมูลโดยใช้วิถีเสมือน (Virtual Path หรือ VP) และช่องสัญญาณเสมือน (Virtual Channel หรือ VC) โครงข่ายเอทีเอ็มสามารถรองรับทราฟฟิกได้หลายประเภทในโครงข่ายเดียว ได้แก่ ภาพ, เสียง, วิดีโอ หรือข้อมูลคอมพิวเตอร์ ทั้งนี้ขึ้นอยู่กับพารามิเตอร์ของคุณภาพของการบริการ (Quality of Service หรือ QoS) ที่ผู้ใช้ต้องการ ระบบเอทีเอ็มมีการแบ่งรูปแบบการบริการโดย ATM Forum [1] ออกเป็น 6 ประเภท ได้แก่ CBR (Constant Bit Rate), rt-VBR (real-time Variable Bit Rate) และ nrt-VBR (non real-time Variable Bit Rate) ซึ่งเหมาะสำหรับการส่งภาพ, เสียง และวิดีโอ และสำหรับบริการที่ใช้งานแบบทราฟฟิกข้อมูลที่ไม่ต้องใช้เวลาจริง เช่นการส่งข้อมูลคอมพิวเตอร์ ได้แก่ UBR (Unspecified Bit Rate), ABR (Available Bit Rate) และ GFR (Guaranteed Frame Rate)

บริการส่วนใหญ่ในปัจจุบันยังไม่สามารถเลือกพารามิเตอร์ทราฟฟิกที่ต้องการเพื่อสร้างการต่อเข้ากับโครงข่าย ATM ได้ บริการ CBR และ VBR จะใช้การประมาณการจัดสรรแบนด์วิดท์ที่สามารถใช้สอยได้ให้แหล่งกำเนิด (Source) ที่ต้องการ ทำให้สมรรถนะต่ำและไม่สามารถให้การรับรองคุณภาพของบริการบางค่าได้ ส่วนบริการ ABR มีความยุ่งยากในการสร้างและต้นทุนสูง และถ้าระยะห่างระหว่างแหล่งกำเนิดและปลายทางมากขึ้นเนื่องจากมีผู้ใช้จำนวนมากในอนาคต จะส่งผลให้สมรรถนะการควบคุมอัตราส่งด้วยการควบคุมแบบป้อนกลับ (Feedback Control) ใน ABR ลดลง

การส่งทราฟฟิกข้อมูลด้วย UBR ช่วยหลีกเลี่ยงปัญหาการประมาณลักษณะทราฟฟิก แต่ไม่มีการรับรองคุณภาพของบริการ และวิสัยสามารถ (Throughput) ที่โพรโทคอลชั้นสูงลดลง ดังนั้นเพื่อเพิ่มความสามารถและการใช้ประโยชน์ของบริการ จึงนำ TCP (Transmission Control Protocol) มาใช้ในโพรโทคอลชั้นสูงสำหรับส่งผ่านข้อมูลเป็นเฟรม เมื่อเฟรมนี้ถูกส่งบนโครงข่าย ATM ข้อมูลจะถูกแบ่งเป็นเซลล์ ถ้าเซลล์ใดเซลล์หนึ่งสูญเสียนั้นจะทำให้เฟรมนั้นต้องถูกส่งใหม่ (Retransmission) จากปัญหาเหล่านี้บริการ GFR จึงถูกเสนอขึ้นใน [2,3] โดยพยายามรักษาความง่ายในการสร้างของบริการ UBR เอาไว้และจัดเตรียมการรับรองแบนด์วิดท์ที่ดีที่สุดให้ผู้ใช้

สำหรับบริการ GFR นั้น แพ็กเก็ตจะถูกแบ่งแยกโดยใช้อัลกอริทึม F-GCRA ในไดโนโครข่ายจะส่งแพ็กเก็ตที่สมควรได้รับการรับรองบริการ (แพ็กเก็ตที่ไม่ถูกแท็ก) ให้มีความน่าจะเป็นของการสูญหายต่ำ ถ้าเพิ่มการจัดสรรทรัพยากรในข่ายเชื่อมโยงเนื่องจากมีแบนด์วิดท์เหลือจากการรับประกัน แพ็กเก็ตที่ส่งเกิน MCR (Minimum Cell Rate) ตามข้อตกลงของทราฟฟิกควรส่งผ่านข้อมูลได้ โดยปกติแพ็กเก็ตนี้จะมีอัตราส่วนการสูญหายสูงกว่าแพ็กเก็ตที่ได้รับการรับรองบริการ เซลล์ที่ไม่สามารถส่งออกไปได้จะถูกเก็บอยู่ในบัฟเฟอร์ เมื่อเซลล์ของแพ็กเก็ต (ทั้งเซลล์ที่สมควรและไม่สมควรได้รับการรับรองบริการ) ไม่สามารถเก็บในบัฟเฟอร์ได้เนื่องจากบัฟเฟอร์ล้น เซลล์เหล่านี้และเซลล์ลำดับรองลงมาของแพ็กเก็ตนี้จะถูกทิ้ง ดังนั้นถ้ามีเซลล์เพียงเซลล์เดียวของแพ็กเก็ตสูญหายจะทำให้แพ็กเก็ตนั้นต้องถูกส่งใหม่ เพื่อแก้ปัญหาที่เสนอนี้ R. Guerin และ J. Heinanen [2] จึงได้เสนออัลกอริทึม Double-EPD (Double-Early Packet Discard) โดยที่สวิตช์จะทิ้งเซลล์และแพ็กเก็ตเมื่อการครอบครองบัฟเฟอร์เกินจุดเริ่ม-เปลี่ยนอัลกอริทึม Double-EPD มีจุดเริ่มเปลี่ยน 2 ระดับคือ จุดเริ่มเปลี่ยนการครอบครองบัฟเฟอร์สูง (High Buffer Occupancy หรือ HBO) กำหนดขีดจำกัดของการยอมรับแพ็กเก็ตที่สมควรได้รับการรับรองบริการ และจุดเริ่มเปลี่ยนการครอบครองบัฟเฟอร์ต่ำ (Low Buffer Occupancy หรือ LBO) กำหนดไว้เพื่อชี้ขีดจำกัดของการยอมรับแพ็กเก็ตที่ไม่สมควรได้รับการรับรองบริการหรือแพ็กเก็ตที่ถูกแท็ก ผลของการแก้ปัญหาที่เสนอนี้ยังไม่ได้สมรรถนะที่ดี เนื่องจากกลไก Double-EPD ไม่สามารถจัดสรรแบนด์วิดท์ได้อย่างยุติธรรม (Fairness) เมื่อช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่องมีการแย่งแบนด์วิดท์กัน H. Li, K. Siu และ H. Tzeng [4] ได้เสนอกลไก EPD (Early Packet Discard) ด้วยเทคนิค per VC Accounting และ per VC Queuing เทคนิคทั้งสองวิธีที่เสนอนี้สามารถปรับปรุงสมรรถนะของ TCP ให้มีความยุติธรรมในการส่งข้อมูล แต่กลไกที่เสนอมานี้ทั้งหมดไม่สามารถรับรองแบนด์วิดท์ต่ำที่สุดได้ R. Goyal [5] จึงได้เสนอการจัดการบัฟเฟอร์ โดยพยายามจัดสรรบัฟเฟอร์ที่ไม่ได้ใช้ให้แก่อช่องสัญญาณเสมือนตามค่าถ่วงน้ำหนัก (พิจารณาจากอัตราเซลล์ต่ำที่สุดของช่องสัญญาณเสมือน) และจัดการการครอบครองบัฟเฟอร์ตามความน่าจะเป็นของการมาถึงของทราฟฟิก ทำให้สามารถจัดเตรียมการรับรอง แบนด์วิดท์ที่บริการ GFR ต้องการได้ O. Bonaventure [6] ได้เปรียบเทียบสมรรถนะของ TCP ด้วยเทคนิค Double-EPD, W-FBA (Weighted Fair Buffer Allocation) และ per VC Threshold and Scheduling ซึ่งพบว่าเทคนิค W-FBA มีสมรรถนะใกล้เคียงกับเทคนิค per VC Threshold and Scheduling แต่เทคนิค W-FBA มีความยุ่งยากในการสร้างน้อยกว่าเทคนิค per VC Threshold and Scheduling อัลกอริทึมในการทิ้งแพ็กเก็ตแบบอื่นๆ เช่น DFBA (Differential Fair Buffer Allocation) [1] ใช้รูปแบบของ per VC Accounting นอกจากนั้นยังปรับปรุงใช้ RED (Random Early Detection) ซึ่งเป็นกลไกการทิ้งแพ็กเก็ตโดยพิจารณาความน่าจะเป็นที่สัมพันธ์กับการครอบครองคิวเฉลี่ย และ DFBA สามารถปรับปรุงความยุติธรรมได้ ส่วนการจัดการบัฟเฟอร์ที่มีการแบ่งแยกคิวในช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่องใน [2,6] จะใช้การจัดการแบบ WFQ (Weight Fair Queue) และใช้กลไก Double-EPD ร่วมกับ per VC Accounting เพื่อจัดการ

บัฟเฟอร์ การจัดการบัฟเฟอร์ที่มีการแบ่งแยกคิจะทำให้ต้นทุนในการสร้างสูงเนื่องจากใช้บัฟเฟอร์แยกในช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่อง นอกจากนี้การจัดการคิจะทำให้เกิดความยุ่งยากเมื่อขนาดแพ็กเกตแตกต่างกันเนื่องจากแพ็กเกตที่มาถึงถูกแบ่งแยกคิ การออกจากบัฟเฟอร์ตามตาราง Scheduling (ตามลำดับช่องสัญญาณเสมือน) จะส่งผลให้มีการจัดสรรแบนด์วิดท์ที่ไม่ยุติธรรม

วิทยานิพนธ์นี้เสนอวิธีการปรับปรุงสมรรถนะของ TCP โดยใช้อัลกอริทึม BADT (Bandwidth Allocation with Dynamic Threshold) ซึ่งใช้อัลกอริทึม Double-EPD ร่วมกับเทคนิค per VC Accounting และจุดเริ่มเปลี่ยนแบบพลวัต บนการบริการ GFR ในโครงข่าย ATM อัลกอริทึม BADT สามารถปรับปรุงสมรรถนะของ TCP ทั้งวิสัยสามารถและความยุติธรรมบนบริการ GFR และสามารถเพิ่มประสิทธิภาพของการบริการ GFR ได้ โดยรับรองอัตราบริการต่ำที่สุด (Minimum Rate) ให้ช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่องในบัฟเฟอร์ และพิจารณาการครอบครองบัฟเฟอร์จริง (Actual Buffer Occupancy) ของช่องสัญญาณเสมือนตามการใช้งานบัฟเฟอร์ ถ้าช่องสัญญาณเสมือนช่องใดไม่ถูกใช้งานช่องสัญญาณเสมือนนั้นควรถูกแบ่งแบนด์วิดท์ให้แก่ช่องสัญญาณเสมือนที่ต้องการส่งข้อมูลสูงเกินระดับส่วนแบ่งที่ยุติธรรม

## 1.2 วัตถุประสงค์

1. เพื่อปรับปรุงสมรรถนะการส่งข้อมูลของ TCP บนบริการ GFR ในโครงข่าย ATM ให้มีความยุติธรรม (Fairness) และค่าวิสัยสามารถ (Throughput) เพิ่มขึ้น
2. เพื่อควบคุมความคับคั่งสำหรับบริการ GFR ด้วยการแท็ก (Tagging) และการจัดการบัฟเฟอร์ (Buffer Management) ทำให้สามารถเพิ่มประสิทธิภาพของบริการ GFR ได้ และการรับรองอัตราบริการต่ำที่สุด (Minimum Rate) ให้ช่องสัญญาณเสมือน (Virtual Channel หรือ VC) แต่ละช่องสามารถปรับปรุงสมรรถนะของทีซีพีบนบริการ GFR ได้

## 1.3 เป้าหมายและขอบเขตวิทยานิพนธ์

1. ศึกษาพื้นฐานการออกแบบการสร้างบริการ GFR ในโครงข่าย ATM
2. ศึกษาการควบคุมความคับคั่งของสวิตช์บนบริการแบบ GFR ในโครงข่าย ATM
3. ทำการจำลองแบบการทำงานของโครงข่ายโดยทำการเขียนโปรแกรมเพื่อสร้างแบบจำลองการทดสอบ
4. ทำการจำลองการทดสอบแบบจำลองโดยใช้กลไกต่างๆในสวิตช์ ATM เช่น Double-EPD, Double-EPD with per VC Accounting เป็นต้น

5. เปรียบเทียบค่าวิสัยสมารถ และความยุติธรรมในการส่งข้อมูลของ TCP ในโครงข่าย ATM ขณะเกิดความคับคั่ง ระหว่างการใช้กลไก Double-EPD, Double-EPD with per VC Accounting และ DFBA กับวิธีที่เสนอ
6. วิจัยและสรุปผลจากอัลกอริทึมที่นำเสนอ

#### 1.4 ขั้นตอนและวิธีดำเนินงาน

1. ศึกษามาตรฐานและทฤษฎีต่างๆ ของ ATM และส่วนที่เกี่ยวข้อง
2. ศึกษาองค์ประกอบต่างๆ ของโครงข่าย ATM
3. ศึกษาการสร้างบริการแบบ UBR และ GFR ในโครงข่าย ATM
4. ศึกษาการจัดสรรบัพเฟอร์ในสวิตช์ ATM แบบต่างๆ
5. หาวิธีการปรับปรุงการจัดสรรบัพเฟอร์ในสวิตช์ที่ใช้กลไก per VC Accounting
6. เขียนโปรแกรมสร้างอัลกอริทึมที่ปรับปรุงวิธี per VC Accounting
7. เขียนโปรแกรมสร้างแบบจำลองขึ้นมา เพื่อนำมาทดสอบกับกลไกที่ปรับปรุงขึ้นมา
8. วิเคราะห์และเปรียบเทียบผลการทดสอบจากแบบจำลอง
9. ตรวจสอบและแก้ไขข้อผิดพลาด
10. สรุปผลงานที่ได้นำเสนอ
11. เขียนและพิมพ์วิทยานิพนธ์

#### 1.5 ประโยชน์ที่คาดว่าจะได้รับ

1. สามารถเพิ่มค่าวิสัยสมารถ และสมรรถนะของ TCP ได้
2. สามารถทำให้แหล่งกำเนิดแต่ละแหล่งส่งข้อมูลได้ยุติธรรมมากขึ้นและได้รับการรับรองแบนด์วิดท์ต่ำที่สุด
3. สามารถลดความยุ่งยากของการจัดสรรบัพเฟอร์ แต่สมรรถนะของโครงข่ายยังคงเดิม
4. ทำให้ลดการเกิดปัญหาเฟรมไม่สมบูรณ์ของเฟรมบน TCP ในอุปกรณ์สวิตช์ ATM ขณะเกิดความคับคั่งในโครงข่าย ทำให้ไม่มีเฟรมที่ไม่สมบูรณ์เข้าไปในโครงข่าย จึงมีการใช้แบนด์วิดท์ของข่ายเชื่อมโยงอย่างมีประสิทธิภาพ

## บทที่ 2

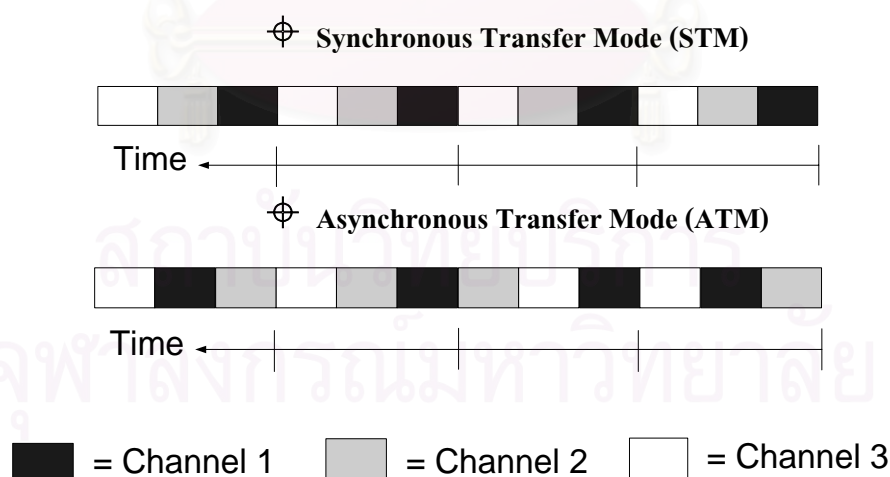
### โครงข่ายเอทีเอ็ม

เป็นที่ทราบกันดีว่าโครงข่ายเอทีเอ็ม (Asynchronous Transfer Mode Networks) เป็นระบบที่มีการรับส่งข้อมูลแบบเซลล์ (Cells) ด้วยความเร็วสูง เหมาะสำหรับโครงข่ายในปัจจุบันที่มีความต้องการแบนด์วิดท์ที่สูงมาก สามารถนำมาใช้ได้ทั้งในระบบ LAN และ WAN ระบบเอทีเอ็มมีการจัดสรรแบนด์วิดท์ให้เหมาะสมกับทราฟฟิกประเภทต่างๆ ทำให้สามารถส่งทราฟฟิกประเภทต่างๆ ได้พร้อมๆ กันภายในโครงข่ายเดียว ได้แก่ เสียง (Voice) วิดีโอ (Video) หรือข้อมูลคอมพิวเตอร์ (Data) ซึ่งขึ้นอยู่กับพารามิเตอร์ของคุณภาพของการบริการ (Quality of Service หรือ QoS) ที่ผู้ใช้ต้องการ ในบทนี้ผู้วิจัยจะกล่าวถึงคุณลักษณะของระบบเอทีเอ็ม คุณภาพของการบริการ และประเภทของการให้บริการในโครงข่ายเอทีเอ็ม

#### 2.1 คุณลักษณะของโครงข่ายเอทีเอ็ม

คุณลักษณะของโครงข่ายเอทีเอ็มสามารถสรุปพอสังเขปได้ดังนี้ [1,7]

โครงข่ายเอทีเอ็มสนับสนุนคุณภาพของการบริการไว้หลายๆ ระดับ ทำให้สามารถรับส่งทราฟฟิกหลายๆ ประเภท ได้แก่ เสียง (Voice) วิดีโอ (Video) หรือข้อมูลคอมพิวเตอร์ (Data) เป็นต้น ร่วมกันได้ภายในโครงข่ายเดียวกัน

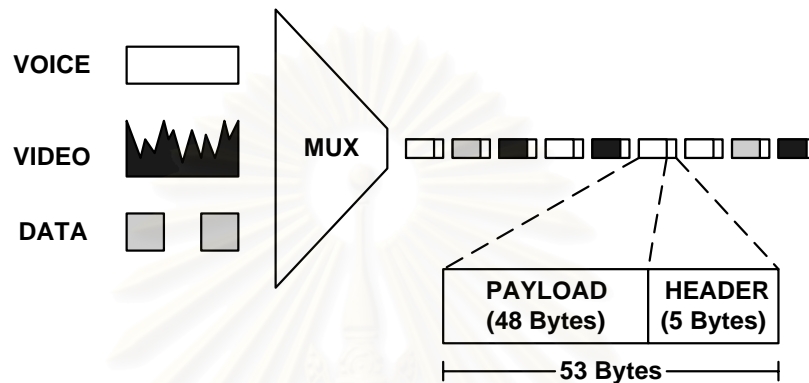


รูปที่ 2.1 ข้อแตกต่างในการจัดช่องสัญญาณของ STM และ ATM

ระบบเอทีเอ็มมีการจัดช่องสัญญาณในระบบที่ไม่แน่นอนตายตัว ดังแสดงในรูปที่ 2.1 และใช้ระบบมัลติเพลกซ์แบบ Statistical Multiplexing ดังรูปที่ 2.2 ทำให้สามารถใช้งานช่องสัญญาณที่ว่างอยู่

ได้อย่างมีประสิทธิภาพ ซึ่งแตกต่างจากการจัดสรรช่องสัญญาณในระบบ STM (Synchronous Transfer Mode) ที่มีการจัดสรรช่องสัญญาณที่คงที่ให้แก่แหล่งกำเนิดแต่ละแหล่ง ทำให้การใช้งานช่องสัญญาณอาจมีประสิทธิภาพต่ำ ในกรณีที่ไม่มีข้อมูลในช่องสัญญาณบางช่อง

ระบบเอทีเอ็มใช้ความยาวของเซลล์ที่มีขนาดคงที่ โดยมีส่วนหัว (Header) ขนาด 5 ไบต์ และ ส่วนบรรทุก (Payload) ขนาด 48 ไบต์ ดังรูปที่ 2.2



รูปที่ 2.2 การมัลติเพลกซ์ในระบบเอทีเอ็ม (Statistical Multiplexing)

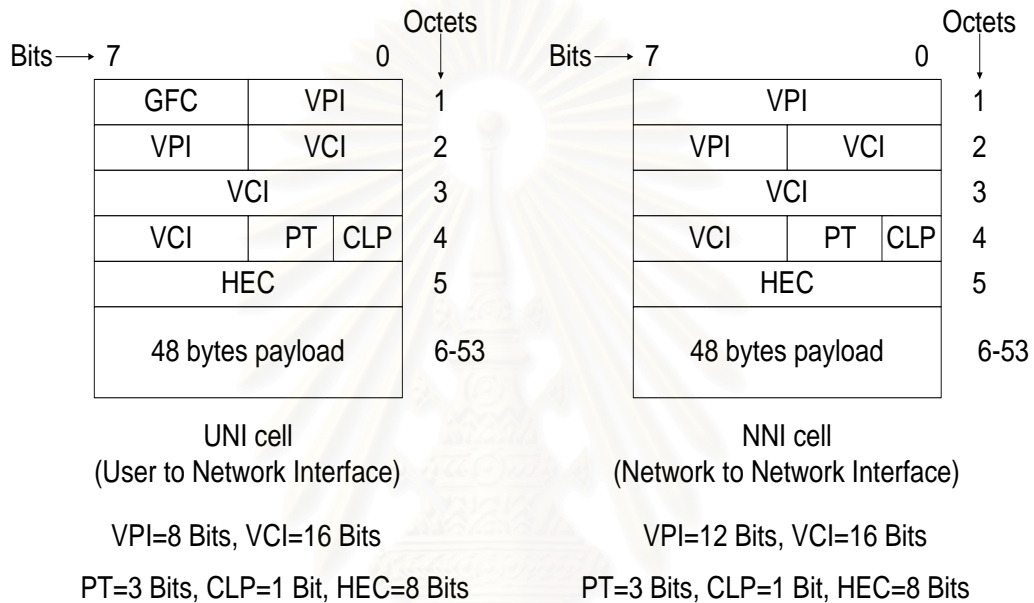
โครงข่ายเอทีเอ็มต่อถึงกันแบบ Connection-Oriented คือ มีการจัดเส้นทางที่แน่นอน สำหรับการรับส่งข้อมูลระหว่างแหล่งกำเนิดและปลายทางไว้เรียบร้อยแล้วก่อนการส่งข้อมูล ดังนั้นข้อมูลจะได้รับการส่งผ่านไปตามเส้นทางดังกล่าวอย่างต่อเนื่อง ไม่จำเป็นต้องมีการจัดเรียงข้อมูลกันใหม่อีกครั้งเมื่อถึงปลายทาง ซึ่งจะตรงกันข้ามกับการต่อถึงกันแบบ Connectionless ซึ่งต้องมีการจัดเรียงข้อมูลใหม่อีกครั้งที่ปลายทาง



รูปที่ 2.3 Physical Link, Virtual Path (VP) และ Virtual Channel (VC)

โครงข่ายมีการใช้การต่อถึงกันแบบเสมือน (Virtual Connection) ระหว่างแหล่งกำเนิดกับปลายทาง เพื่อให้สามารถรับส่งข้อมูลได้หลายๆ ช่องสัญญาณบนข่ายเชื่อมโยงกายภาพ (Physical Link) เดียวกัน สามารถแบ่งการต่อถึงกันแบบเสมือนได้ 2 ประเภท คือ วิธีเสมือน (Virtual Path หรือ VP) และ ช่องสัญญาณเสมือน (Virtual Channel หรือ VC) ดังรูปที่ 2.3

โครงข่ายเอทีเอ็มมีการแบ่งประเภทของจุดต่อร่วม (Interface) ออกเป็น 2 ประเภท ได้แก่ UNI (User to Network Interface) ซึ่งเป็นจุดต่อร่วมระหว่างผู้ใช้กับโครงข่าย และ NNI (Network to Network Interface) ซึ่งเป็นจุดต่อร่วมระหว่างโครงข่ายกับโครงข่าย จุดต่อร่วมทั้ง 2 ประเภทนี้แตกต่างกันคือ เซลล์ UNI มีส่วนของ GFC (Generic Flow Control) ที่ใช้สำหรับควบคุมการรับส่งข้อมูลกับโครงข่าย UNI และเซลล์ NNI มีจำนวนวิธีเสมือนขนาด 8 บิต และ 12 บิตตามลำดับ และเซลล์ UNI และ NNI มีจำนวนช่องสัญญาณเสมือนเท่ากันคือขนาด 16 บิต ดังรูปที่ 2.4

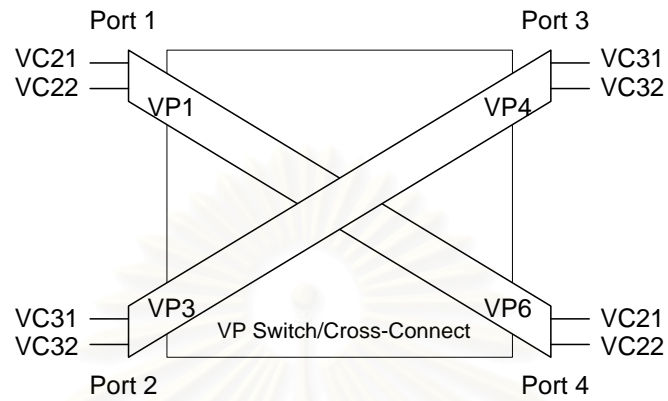


รูปที่ 2.4 รูปแบบของเซลล์ประเภท UNI และ NNI

ภายในโครงข่ายเอทีเอ็มจะใช้สวิตช์คอยควบคุมเส้นทางการรับส่งข้อมูล ให้เป็นไปตามตารางจัดเส้นทาง (Routing Table) ที่ได้กำหนดไว้แล้ว ตามค่า VPI (Virtual Path Identifier) และ VCI (Virtual Channel Identifier) ซึ่งบรรจุอยู่ภายในส่วน Header ของเซลล์ รูปที่ 2.5 และ 2.6 แสดง VP Switching และ VC Switching ตามลำดับ สำหรับ VP Switch นั้น ทำหน้าที่ในการเปลี่ยนแปลงเฉพาะค่า VPI เท่านั้น แต่ VC Switch ทำหน้าที่เปลี่ยนแปลงได้ทั้ง VPI และ VCI

Port 1 VP Routing Table

Input VPI	1
Out Port	4
Output VPI	6
Output VCI	21,22



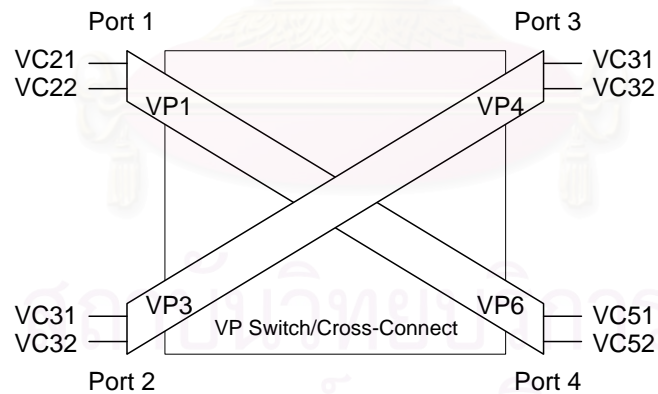
รูปที่ 2.5 ATM VP Switching

Port 1 VP Routing Table

Input VPI	1
Out Port	4
Output VPI	6
Output VCI	51,52

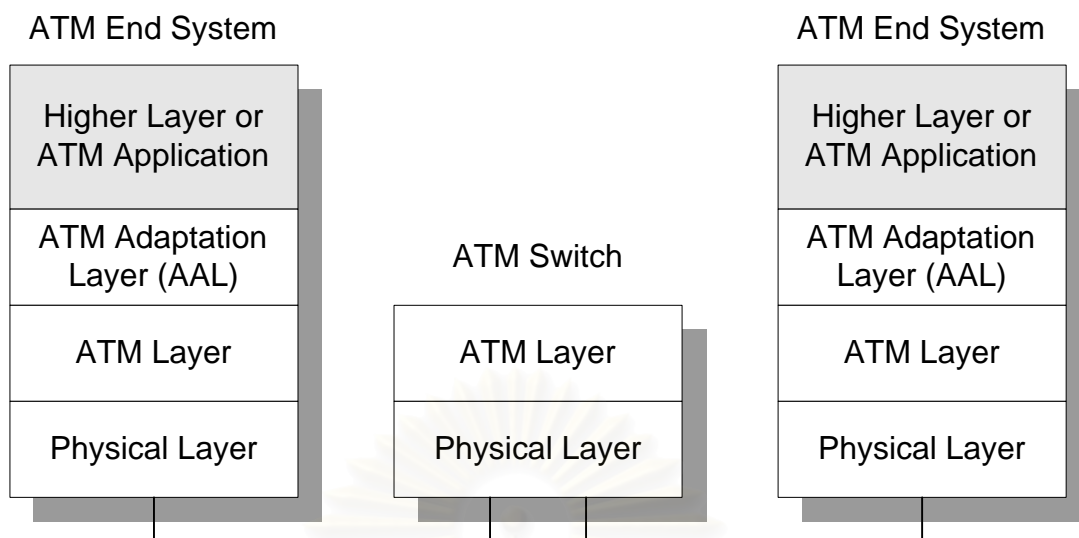
Port 1 VP=1 VC Routing Table

Input VCI	21	22
Out Port	4	4
Output VPI	6	6
Output VCI	51	52



รูปที่ 2.6 ATM VC Switching





รูปที่ 2.7 ATM Protocol Structure

สถาปัตยกรรมของโพรโทคอลของระบบเอทีเอ็มนั้นสามารถแบ่งโครงสร้างออกได้เป็น 3 ชั้น คือ ATM Adaptation Layer (AAL), ATM Layer และ Physical Layer [1] ซึ่งเปรียบเทียบกับ Lower Layer ของระบบ Open System Interconnection (OSI) ดังรูปที่ 2.7 ดังนั้นระบบเอทีเอ็มจึงสามารถรองรับโพรโทคอลระบบอื่น เช่น TCP/IP, LAN Emulation หรือ B-ISDN เป็นต้น ได้อย่างมีประสิทธิภาพ

ด้วยคุณลักษณะข้างต้นทำให้โครงข่ายเอทีเอ็มเป็นที่ยอมรับ และเป็นที่ยอมรับในปัจจุบัน นอกจากนี้โครงข่ายเอทีเอ็มยังได้รับการพัฒนาอย่างต่อเนื่องเพื่อให้สามารถรองรับระบบการรับส่งข้อมูลต่างๆ ได้มากยิ่งขึ้น เช่น Multi Protocol Over ATM (MPOA) และการส่งข้อมูลแบบมัลติคาสต์ (Multicast Connection) เป็นต้น

## 2.2 คุณภาพของการบริการของโครงข่ายเอทีเอ็ม

พารามิเตอร์ของคุณภาพของการบริการ (QoS Parameters) สามารถแสดงได้ดังนี้

1. Peak-to-Peak Cell Delay Variation (peak-to-peak CDV) หมายถึง ค่าความแตกต่างระหว่างเวลาประวิง (Delay Time) ของเซลล์ในช่วงที่ยาวที่สุด และเวลาประวิงของเซลล์ในช่วงที่สั้นที่สุด
2. Maximum Cell Transfer Delay (max CTD) หมายถึง ค่าเวลาประวิงของการรับส่งเซลล์ที่มีช่วงยาวที่สุด
3. Cell Loss Ratio (CLR) หมายถึง ค่าอัตราส่วนการสูญหายของเซลล์

นอกจากพารามิเตอร์ของคุณภาพของการบริการแล้ว ยังมีพารามิเตอร์ของทราฟฟิก (Traffic Parameters) ที่เกี่ยวข้องกับการบริการ ได้แก่

1. PCR (Peak Cell Rate) หมายถึง อัตราการส่งเซลล์ที่สูงที่สุดของแหล่งกำเนิด
2. MCR (Minimum Cell Rate) หมายถึง อัตราการส่งเซลล์ที่ต่ำที่สุดของแหล่งกำเนิด
3. SCR (Sustainable Cell Rate) หมายถึง อัตราการส่งเซลล์เฉลี่ยตลอดช่วงเวลาของการส่งเซลล์
4. CDVT (Cell Delay Variation Tolerance) หมายถึง ความทนต่อการเปลี่ยนแปลงเวลาประวิงของเซลล์
5. MBS (Maximum Burst Size) หมายถึง จำนวนของเซลล์ที่มีจำนวนมากที่สุด ในช่วงเวลาหนึ่งที่มีเซลล์ส่งเข้าสู่โครงข่ายอย่างต่อเนื่อง
6. MFS (Maximum Frame Size) หมายถึง จำนวนของเซลล์ที่มีจำนวนมากที่สุดในหนึ่งแพ็กเก็ต

พารามิเตอร์ของคุณภาพของการบริการและพารามิเตอร์ของทราฟฟิกนั้น เป็นพารามิเตอร์สำคัญที่แหล่งกำเนิดได้ตกลงไว้กับโครงข่าย [1] ซึ่งโครงข่ายที่ดีจะต้องสามารถรับประกันคุณภาพของการบริการให้เป็นไปตามพารามิเตอร์ที่ได้ตกลงกันไว้นี้ และในทางตรงข้ามถ้าหากแหล่งกำเนิดละเมิดหรือไม่ปฏิบัติตามข้อตกลงดังกล่าว จะทำให้ข้อมูลอาจเกิดการสูญหาย หรืออาจมีการยกเลิกการต่อของแหล่งกำเนิดนั้นๆ ได้

### 2.3 ประเภทของการบริการในโครงข่ายเอทีเอ็ม

ระบบเอทีเอ็มแบ่งประเภทของการให้บริการออกเป็น 6 ประเภท ตามชนิดของแหล่งกำเนิด เพื่อให้สามารถรองรับการส่งทราฟฟิกต่างชนิดกัน ตามคุณภาพของการบริการที่แตกต่างกัน การบริการทั้ง 6 ประเภท [1] สามารถแสดงได้ดังนี้

*CBR (Constant Bit Rate)* เป็นการบริการที่ให้การรองรับแหล่งกำเนิดที่มีอัตราการส่งข้อมูลคงที่ โดยไม่ต้องการให้เกิดการสูญหาย และเกิดเวลาประวิงของเซลล์ขึ้น เช่น ระบบการส่งสัญญาณภาพ การส่งสัญญาณเสียง ระบบโทรศัพท์ เป็นต้น การบริการประเภทนี้จะรองรับอัตราการส่งที่ PCR ตลอดเวลา

*rt-VBR (real-time Variable Bit Rate)* เป็นการบริการที่ให้การรองรับแหล่งกำเนิดที่มีอัตราการส่งข้อมูลที่ไม่คงที่ ไม่ต้องการให้เกิดการสูญหายของเซลล์ มีการเกิดเวลาประวิงต่ำ เพื่อให้สามารถส่ง

แบบเวลาจริงได้ เช่น การส่งสัญญาณวิดีโอที่ได้รับการบีบอัด เป็นต้น พารามิเตอร์ที่กำหนดได้แก่ PCR, SCR และ MBS

*nrt-VBR (non real-time Variable Bit Rate)* เป็นการบริการที่ให้การรองรับแหล่งกำเนิดที่มีอัตราการส่งข้อมูลที่ไม่คงที่ รับประกันว่าเซลล์จะไม่เกิดการสูญหาย แต่ไม่ต้องการความรวดเร็วของการส่งเป็นแบบเวลาจริง เช่น การส่งสัญญาณภาพนิ่งที่ได้รับการบีบอัด พารามิเตอร์ที่กำหนดได้แก่ PCR, SCR และ MBS

*ABR (Available Bit Rate)* เป็นการบริการที่ให้การรองรับแหล่งกำเนิดข้อมูลคอมพิวเตอร์โดยใช้แบนด์วิดท์ที่เหลือจากการใช้งานของการบริการทั้ง 3 ประเภทข้างต้น คือ CBR, rt-VBR และ nrt-VBR และการบริการ ABR จะมีการป้องกันของข่าวสารความคับคั่งของโครงข่าย และสามารถปรับเปลี่ยนอัตราการส่งข้อมูลได้ตามข่าวสารที่ได้รับให้เหมาะสมกับแบนด์วิดท์ที่เหลือและสถานะของโครงข่ายในปัจจุบัน การบริการแบบ ABR นี้จะมีการรับประกันการสูญหายของข้อมูล โดยยินยอมให้เกิดเวลาประวิงของเซลล์ได้ พารามิเตอร์ที่สำคัญคือ PCR และ MCR

*UBR (Unspecified Bit Rate)* เป็นการบริการที่ให้การรองรับแหล่งกำเนิดข้อมูลคอมพิวเตอร์โดยใช้แบนด์วิดท์ที่เหลือจาก CBR, rt-VBR และ nrt-VBR เช่นเดียวกับการบริการแบบ ABR แต่เป็นการบริการที่ไม่ได้มีการกำหนดพารามิเตอร์คุณภาพของการบริการไว้ ดังนั้นข้อมูลอาจเกิดเวลาประวิงสูง และไม่มีการรับประกันการสูญหายของเซลล์

*GFR (Guaranteed Frame Rate)* เป็นการบริการที่ให้การรองรับแหล่งกำเนิดข้อมูลคอมพิวเตอร์โดยใช้แบนด์วิดท์ที่เหลือจาก CBR, rt-VBR และ nrt-VBR เช่นเดียวกับการบริการแบบ ABR และ UBR สามารถประกันอัตราการส่งต่ำที่สุด โดยการบริการ GFR กำหนดพารามิเตอร์คุณภาพของการบริการไว้ได้แก่ PCR, MCR, MBS, MFS และ CDVT เพื่อประกันการบริการ

ตารางที่ 2.1 แสดงถึงพารามิเตอร์ต่างๆ ที่กำหนดสำหรับการให้บริการทั้ง 6 ประเภท

ตารางที่ 2.1 พารามิเตอร์สำหรับการบริการทั้ง 6 ประเภทในโครงข่ายเอทีเอ็ม

คุณสมบัติ	ประเภทของการให้บริการ					
	CBR	rt-VBR	nrt-VBR	UBR	ABR	GFR
<b>พารามิเตอร์ของทราฟฟิก:</b>						
PCR และ CDVT <sub>4,5</sub>	กำหนด			กำหนด <sub>2</sub>	กำหนด <sub>3</sub>	กำหนด
SCR, MBS และ CDVT <sub>4,5</sub>	ไม่กำหนด	กำหนด		ไม่กำหนด		
MCR <sub>4</sub>	ไม่กำหนด				กำหนด	ไม่กำหนด
MCR, MBS, MFS และ CDVT <sub>4,5</sub>	ไม่กำหนด					กำหนด
<b>พารามิเตอร์ของ QoS:</b>						
Peak-to-peak CDV	กำหนด		ไม่กำหนด			
MaxCTD	กำหนด		ไม่กำหนด			
CLR <sub>4</sub>	กำหนด			ไม่กำหนด	หมายเหตุ <sub>1</sub>	หมายเหตุ <sub>7</sub>
<b>อื่นๆ:</b>						
การป้อนกลับ	ไม่กำหนด				กำหนด <sub>6</sub>	ไม่กำหนด

ที่มา: Table 2-1 ใน [1]

**หมายเหตุ:**

1. CLR มีค่าต่ำ เมื่อแหล่งกำเนิดสามารถปรับอัตราการส่งได้ ตามการป้อนกลับของโครงข่าย
2. อาจจะไม่มีการใช้ CAC (Connection Admission Control) และ UPC (Usage Parameter Control) มาควบคุม
3. แสดงอัตราการส่งที่สูงที่สุด สำหรับอัตราการส่งจริงจะเป็นไปตามการป้อนกลับของโครงข่าย
4. พารามิเตอร์เหล่านี้ใช้แสดงการใช้งาน PVCs (Permanent VCs) หรือ SVCs (Switched VCs)
5. CDVT หมายถึง Cell Delay Variation Tolerance ไม่มีค่าเฉพาะเจาะจง
6. ดูรายละเอียดในการจัดการทราฟฟิกสำหรับการรับส่งข้อมูลแบบ ABR
7. CLR มีค่าต่ำ เมื่อเฟรมเหมาะสมในการรับรองการบริการ

### 2.3.1 คุณภาพของการบริการสำหรับการบริการแต่ละประเภท

ตารางที่ 2.2 แสดงคุณภาพของการบริการสำหรับการบริการทั้ง 6 ประเภท จะเน้นในส่วนของการรับประกันการสูญหายของเซลล์ และการรับประกันสำหรับเวลาประวิงในการรับส่งเซลล์ในการบริการประเภทต่างๆ ซึ่งจะพบว่าการบริการ CBR, rt-VBR และ nrt-VBR นั้น มีการรับประกันทั้งในส่วนของการสูญหาย และเวลาประวิง ดังนั้นการบริการทั้ง 3 ประเภทนี้จึงเหมาะสำหรับการส่งข้อมูลที่ต้องการความรวดเร็ว และมีความถูกต้องสูง แต่สำหรับการบริการ ABR, UBR และ GFR นั้นจะเหมาะกับการส่งข้อมูลคอมพิวเตอร์ที่ต้องการความถูกต้องสูง โดยไม่ต้องการความรวดเร็วในการส่งมากนัก

การบริการ ABR นั้น สามารถรับประกันการสูญหาย โดยใช้เทคนิคการป้อนกลับของสถานะความคับคั่งของโครงข่าย เพื่อใช้จำกัดอัตราการส่งข้อมูลเข้าสู่โครงข่ายของแหล่งกำเนิด เป็นการป้องกันการสูญหายของข้อมูลอันเนื่องมาจากความคับคั่ง

ถึงแม้ว่าการบริการ UBR จะไม่มีการรับประกันใดๆ เลยก็ตาม และบริการ GFR ที่มีการรับประกันอัตราการส่งต่ำที่สุด ยังสามารถรับประกันความถูกต้องและเพิ่มสมรรถภาพบริการได้ โดยใช้ Higher Layer Protocol เช่น TCP เป็นต้น มาใช้ควบคุมความถูกต้องของการรับส่งข้อมูล

ตารางที่ 2.2 คุณภาพของการบริการสำหรับการบริการทั้ง 6 ประเภท

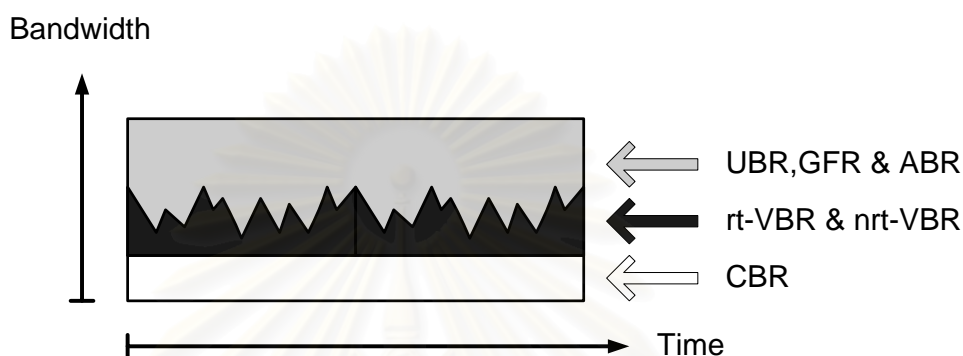
Guaranteed	Loss	Delay Time	Feedback	Example
CBR	4	4	8	Voice
Real-time VBR	4	4	8	Video
Non-real-time VBR	4	4	8	Image
UBR	8	8	8	Data
ABR	4	8	4	Data
GFR	4	8	8	Data

ที่มา: [1]

### 2.3.2 ลำดับความสำคัญของการบริการแต่ละประเภท

เนื่องจากคุณภาพการให้บริการที่แตกต่างกันนี้เอง โครงข่ายเอทีเอ็มจึงได้จัดลำดับความสำคัญของการบริการทั้ง 6 ประเภทไว้แตกต่างกัน จากรูปที่ 2.8 จะพบว่าการบริการ CBR มีลำดับความสำคัญสูงสุด จะสามารถใช้งานแบนด์วิดท์ของโครงข่ายได้เป็นลำดับแรก ซึ่งหมายความว่า ไม่ว่าแหล่ง-

กำเนิดประเภท CBR จะต้องการใช้งานแบนด์วิดท์ขนาดเท่าใดก็ตาม หากมีค่าไม่เกินความจุสูงสุดของสายส่ง แหล่งกำเนิด CBR จะได้รับการจัดสรรแบนด์วิดท์ก่อนการบริการประเภทอื่นๆ สำหรับการบริการ VBR ทั้ง rt-VBR และ nrt-VBR นั้น จะมีลำดับความสำคัญเป็นลำดับที่สอง คือ สามารถใช้งานเฉพาะแบนด์วิดท์ที่เหลือจากการใช้งานโดยการบริการประเภท CBR และการบริการที่มีลำดับความสำคัญที่ต่ำที่สุด คือ การบริการ ABR, GFR และ UBR ซึ่งจะใช้แบนด์วิดท์ได้เฉพาะในส่วนแบนด์วิดท์ที่เหลือจากการบริการประเภท CBR และ VBR เท่านั้น



รูปที่ 2.8 การจัดสรรแบนด์วิดท์ตามลำดับความสำคัญแก่การบริการประเภทต่างๆ

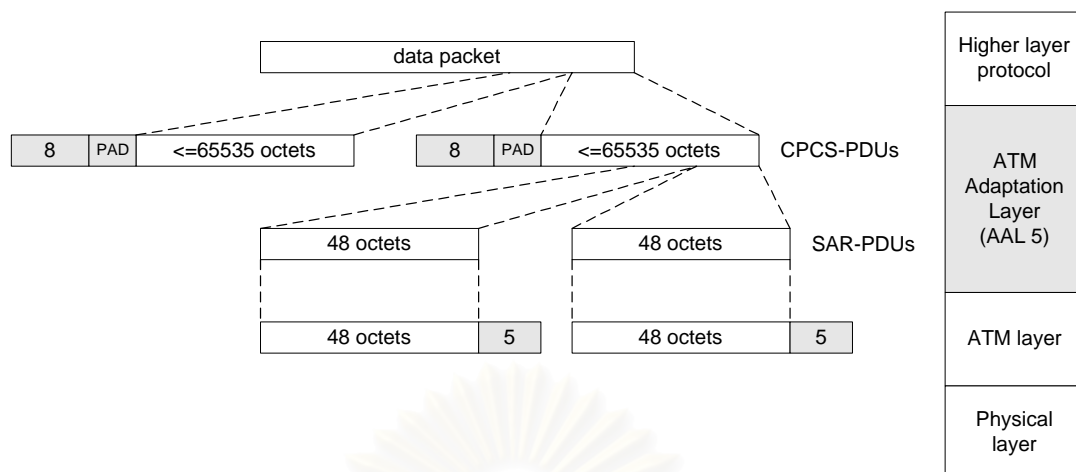
### 2.3.3 โพรโทคอลสำหรับการบริการแต่ละประเภท

การบริการทั้ง 6 ประเภทในหัวข้อที่ 2.2 นั้น จำเป็นต้องใช้โพรโทคอลที่แตกต่างกัน สำหรับการจัดการข้อมูลที่ได้รับจาก Higher Layer Protocol กับ AAL Layer ของระบบเอทีเอ็ม ดังแสดงในตารางที่ 2.3 การบริการ CBR และ VBR นั้นจะใช้โพรโทคอล AAL1 และ AAL3/4 ตามลำดับ สำหรับการบริการ UBR, GFR และ ABR นั้น จะใช้โพรโทคอล AAL5

ตารางที่ 2.3 โพรโทคอลสำหรับการบริการแต่ละประเภท

Service	Protocol
CBR	AAL1
Real-time VBR	AAL3/4
Non-real-time VBR	AAL3/4
UBR	AAL5
GFR	AAL5
ABR	AAL5

ที่มา: [1]



รูปที่ 2.9 การทำงานของโพรโทคอล AAL5

สำหรับวิทยานิพนธ์ฉบับนี้เน้นศึกษาในส่วนของการบริการ GFR เป็นหลัก ดังนั้นจึงขออธิบายในส่วนของโพรโทคอล AAL5 เพียงโพรโทคอลเดียว AAL5 นั้นมีการทำงานอยู่ในชั้น ATM Adaptation Layer มีหน้าที่จัดการกับเฟรมข้อมูลของ Higher Layer Protocol โดยจะแบ่งเฟรมข้อมูลดังกล่าวออกเป็น 48 ไบต์ เพื่อให้มีขนาดที่เหมาะสมสำหรับการบรรจุลงในส่วนบรรจุทุกของเซลล์เอทีเอ็ม เพื่อการจัดส่งข้อมูลแก่ชั้น ATM Layer ต่อไป ดังแสดงในรูปที่ 2.9 การทำงานของ AAL5 มีรายละเอียดดังนี้

1. Common Part Convergence Sublayer (CPCS) ของ AAL5 จะแบ่งข้อมูลจากชั้น Higher Layer Protocol ออกเป็นส่วนๆ มีขนาด 1 ถึง 65535 ไบต์ โดยให้มีขนาดเป็นจำนวนเท่าของ 48 ไบต์ เพื่อให้พอดีกับส่วนบรรจุทุกของเซลล์เอทีเอ็ม แต่ถ้าหากข้อมูลมีขนาดไม่ถึง 48 ไบต์ จะมีการเติมส่วนของ PAD (ขนาด 0 ถึง 47 ไบต์) เข้าไปเพื่อให้ครบ 48 ไบต์

2. ข้อมูลขนาดไม่เกิน 65535 ไบต์จากข้อ 1 จะได้รับการต่อท้ายด้วย Trailer ขนาด 8 ไบต์ เพื่อสร้างเป็น CPCS-PDUs (Protocol Data Unit) โดยใน Trailer ขนาด 8 ไบต์ประกอบด้วยข้อมูลเกี่ยวกับการตรวจวัดข้อผิดพลาด และข้อมูลเกี่ยวกับความยาวของ CPCS-PDUs

3. CPCS-PDUs จากข้อ 2 จะได้รับการย่อขนาดออกเป็น 48 ไบต์ เรียกว่า Segmentation and Reassembly Sublayer – Protocol Data Unit (SAR-PDUs) ซึ่งจะได้รับการใส่ ATM Header ขนาด 5 ไบต์เข้าไป สำหรับการส่งเซลล์ในชั้น ATM Layer ต่อไป นอกจากนี้ใน ATM Header จะมีการกำหนด EOM (End of Message) ลงในส่วนของ PTI (Payload Type Indicator) เพื่อใช้แสดงเซลล์ที่เป็นลำดับสุดท้ายของข้อมูล CPCS-PDUs

## 2.4 สรุป

โครงข่ายเอทีเอ็ม เป็นโครงข่ายที่สามารถรองรับทราฟฟิกของการบริการได้หลายประเภท ได้แก่ CBR, rt-VBR, nrt-VBR, UBR, GFR และ ABR ขึ้นอยู่กับคุณภาพของการบริการที่ได้ตกลงกันไว้ก่อนการรับส่งข้อมูล โดยโครงข่ายเอทีเอ็มจะให้ความสำคัญแก่การบริการข้อมูล CBR, rt-VBR และ nrt-VBR มาเป็นอันดับแรก ซึ่งจะมีการรับประกันในส่วนของเวลาประวิง และการรับประกันในส่วนของสูญหายของข้อมูล สำหรับแบนด์วิดท์ที่เหลือจากการบริการทั้ง 3 ข้างต้น จะได้รับการจัดสรรให้แก่การบริการ UBR, GFR และ ABR

ถึงแม้ว่าการบริการ GFR จะเป็นการบริการที่มีลำดับความสำคัญที่ต่ำที่สุด (ระดับเดียวกับบริการ UBR และ ABR) ไม่มีการรับประกันการเกิดเวลาประวิงของข้อมูล แต่มีการรับประกันอัตราการส่งต่ำที่สุดและความถูกต้องของข้อมูล ดังนั้นการบริการ GFR จึงจำเป็นต้องได้รับการควบคุมการจัดการทราฟฟิกที่เหมาะสม ไม่ว่าจะเป็นการควบคุมการรับส่งข้อมูลในโครงข่าย การควบคุมความคับคั่งของโครงข่าย และการป้องกันการสูญหายของเซลล์ข้อมูล เป็นต้น ซึ่งจะได้กล่าวถึงในบทที่ 3



## บทที่ 3

### การจัดการทราฟฟิกสำหรับการบริการ GFR

#### 3.1 กล่าวนำ

การบริการ ABR, UBR และ GFR ได้รับการพัฒนาในโครงข่ายเอทีเอ็มเพื่อรองรับทราฟฟิกแบบข้อมูลคอมพิวเตอร์ แต่บริการ ABR มีความซับซ้อนกว่าบริการ UBR และ GFR จึงทำให้มีความยุ่งยากในการสร้างทั้งในส่วน ATM Adapter และสวิตช์ นอกจากนี้การใช้งานโครงข่ายเอทีเอ็มในปัจจุบันเป็นระบบ Ethernet LAN หรือ ATM LAN ซึ่ง ATM LAN เหมาะกับการใช้งานบนบริการ UBR ดังนั้นเพื่อลดช่องว่างระหว่างบริการ ABR และ UBR Guerin และ Heinanen [2] จึงเสนอบริการ GFR ขึ้น โดยมีเป้าหมายเบื้องต้นเพื่อจัดการระบบ LAN ที่มีจำนวนมากซึ่งต่อร่วมกันบนโครงข่ายเอทีเอ็มได้อย่างไรก็ตาม ถ้านำ GFR มาใช้เพื่อสนับสนุนการทำงานของสวิตช์ในโครงข่ายเอทีเอ็ม จำเป็นต้องนำเครื่องมืออื่นมาช่วย

การรับส่งข้อมูลในการบริการ GFR นั้น ไม่มีการรับประกันเกี่ยวกับเวลาประวิงของการส่งข้อมูล ซึ่งหมายความว่า การส่งข้อมูลจะใช้เวลาในการส่งนานเท่าใดก็ได้ โดยไม่มีการกำหนด อย่างไรก็ตาม การบริการ GFR มีจุดเด่นดีกว่าการบริการ UBR คือ มีการรับประกันเกี่ยวกับอัตราการส่งเซลล์ต่ำที่สุด (ประกันแบนด์วิดท์ต่ำสุด) ดังนั้นจึงจำเป็นต้องนำเอาการจัดการทราฟฟิก (Traffic Management) ที่มีประสิทธิภาพมาใช้ในการควบคุมการส่งเซลล์ข้อมูลให้เป็นไปได้อย่างถูกต้องเพื่อให้ใช้ทรัพยากรของโครงข่ายอย่างมีประสิทธิภาพ และต้องนำโพรโทคอลชั้นบนมาใช้ควบคุมความคับคั่ง (Congestion Control) เช่น การควบคุมการไหลโดยใช้หน้าต่างใน TCP เพื่อลดอัตราส่วนการสูญหายของเซลล์ และจัดการคุณภาพของการบริการให้กับผู้ใช้บริการ ATM ให้สามารถรองรับคุณภาพของการบริการสำหรับการส่งข้อมูลในระดับสูง

TCP มีกลไกการควบคุมความคับคั่งและการไหลข้อมูลหลายๆ แบบ เช่น Slow Start/ Congestion Avoidance, Fast Retransmit/Fast Recovery และ Selective Acknowledgments ในโครงข่ายยังมีเครื่องมือเกี่ยวกับหน้าที่หลายอย่างเพื่อใช้งานสำหรับการจัดการทราฟฟิก เช่น Connection Admission Control (CAC), Policing, Shaping, Scheduling, Buffer Management และ Feedback Control หน้าที่ต่างๆ เหล่านี้สามารถใช้เพื่อทำให้โครงข่ายมีประสิทธิภาพและการใช้ทรัพยากรได้ดีที่สุดขณะที่มีการรับประกันคุณภาพของการบริการให้กับผู้ใช้บริการ

วิทยานิพนธ์นี้มุ่งเน้นที่ปัญหาการจัดการทราฟฟิกสำหรับ TCP บนบริการ GFR ในโครงข่ายเอทีเอ็ม โดยมีวัตถุประสงค์เพื่อออกแบบสถาปัตยกรรมของโครงข่ายและกลไกที่จะทำให้การส่งข้อมูล TCP มีประสิทธิภาพบนโครงข่ายเอทีเอ็มที่มีการบริการหลายๆ แบบ เราจะมุ่งไปที่การแก้ปัญหาการจัดการบัฟเฟอร์เพื่อรับรองแบนด์วิดท์ต่ำที่สุดและการทำให้โพรโทคอล TCP มีสมรรถนะสูงสุด ในบทนี้จะกล่าวถึงคุณลักษณะหลักของบริการ GFR การออกแบบสำหรับสร้างการรับรองอัตราเฟรมต่ำที่สุด และกลไกการควบคุมความคับคั่ง TCP

### 3.2 บริการ GFR (Guranteed Frame Rate)

รูปแบบบริการ GFR จะรักษาความง่ายของบริการ UBR เอาไว้ (ใช้ลักษณะการทำงานของระบบปลายทางเหมือนกัน) ซึ่งนิยมนำมาใช้ร่วมกับ ATM LAN และรับประกันแบนด์วิดท์ต่ำที่สุดในช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่อง บริการ GFR จะร้องขอให้ระบบต้นทางส่ง AAL5-PDU (ATM Adaptation Layer 5-Protocol Data Unit) และร้องขอให้สวิตช์ในโครงข่ายเอทีเอ็มรับทราบขอบเขตของ AAL5-PDU หมายความว่าเมื่อโครงข่ายเกิดความคับคั่ง สวิตช์ควรจะทิ้ง AAL5-PDU (ทิ้งทั้งแพ็กเก็ต) แทนที่จะทิ้งเฉพาะเซลล์ใดเซลล์หนึ่งเท่านั้น ข้อตกลงของทราฟฟิกที่ใช้สำหรับบริการ GFR [1] มี พารามิเตอร์หลัก 4 ค่า ดังนี้

- อัตราเซลล์ค่ายอด (PCR-Peak Cell Rate) และค่าความทนต่อการเปลี่ยนแปลงการประวิงของเซลล์ (CDVT-Cell Delay Variation Tolerance) ซึ่งสัมพันธ์กับอัตราเซลล์ค่ายอด
- อัตราเซลล์ต่ำที่สุด (MCR-Minimum Cell Rate) และค่าความทนต่อการเปลี่ยนแปลงการประวิงของเซลล์ (CDVT-Cell Delay Variation Tolerance) ซึ่งสัมพันธ์กับอัตราเซลล์ต่ำที่สุด
- ขนาดเฟรมสูงที่สุด (MFS - Maximum Frame Size)
- ขนาดเบิร์สต์สูงที่สุด (MBS - Maximum Burst Size)

PCR เป็นอัตราส่งสูงที่สุดที่ระบบสามารถส่งข้อมูลได้ ซึ่ง PCR ควรเซตให้เท่ากับอัตราส่งข้อมูลในสายส่ง (Line Rate) ของ ATM Adapter ของระบบปลายทาง ส่วน MFS คือขนาดเฟรมสูงที่สุดเป็นขนาด AAL5-PDU หรือแพ็กเก็ตใหญ่ที่สุดที่ระบบสามารถส่งได้ สำหรับอัตราเซลล์ต่ำที่สุดและขนาดเบิร์สต์สูงที่สุดจะใช้ในการกำหนดการรับรองแบนด์วิดท์ต่ำที่สุด ผู้ใช้สามารถส่งทราฟฟิกเกินค่าพารามิเตอร์ที่ตกลงไว้ได้แต่ ทราฟฟิกจะถูกปล่อยตามข้อจำกัดของทรัพยากรที่สามารถใช้สอยได้ (Available Resource) เท่านั้น สำหรับฟังก์ชันการจัดการทราฟฟิกในโครงข่ายเอทีเอ็มเพื่อรับรองอัตราเซลล์ต่ำที่สุดบนบริการ GFR จะแบ่งเฟรมหรือแพ็กเก็ตส่งไปในเส้นทางตามพารามิเตอร์ที่ตกลงกันไว้

โดยเฟรมถูกแบ่งตามอัลกอริทึม F-GCRA (Frame-based Generic Cell Rate Algorithm) [1] เพื่อตัดสินว่าเฟรมสมควรได้รับการรับรองบริการบน GFR หรือไม่ นอกจากนั้นบริการ GFR ยังสามารถทิ้งเซลล์ทุกเซลล์ในเฟรมถ้าเฟรมถูกตัดสินว่าไม่สมควรได้รับการรับรองบริการ มาตรฐานของ ATM ยังไม่มีการกำหนดกลไกในการควบคุมความคับคั่งสำหรับบริการ GFR การสร้าง GFR ด้วยการแท็ก (Tagging) และการจัดการบัฟเฟอร์ (Buffer Management) จะสามารถเพิ่มสมรรถนะของบริการ GFR ได้ และการรับรองอัตราการส่งต่ำที่สุด (Minimum Rate) ให้ช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่องสามารถปรับปรุงสมรรถนะของ TPC บนบริการ GFR ได้

การจัดเตรียมการรับรองอัตราเฟรมต่ำที่สุดในช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่องต้องกำหนดขนาดเฟรมสูงที่สุดของช่องสัญญาณเสมือน ซึ่งเป็นการตกลงระหว่างแหล่งกำเนิดและโครงข่ายเพื่อใช้เซตการต่อ ถ้าผู้ใช้ส่งเฟรมที่มีขนาดน้อยกว่าขนาดเฟรมสูงที่สุดและมีอัตราส่งต่ำกว่าอัตราเซลล์ต่ำที่สุด ทุกเฟรมควรจะถูกปล่อยเข้าไปในโครงข่ายโดยมีการสูญหายต่ำที่สุด (Minimum Loss) แต่ถ้าผู้ใช้ส่งเฟรมสูงกว่าอัตราต่ำที่สุดที่รับรอง ปลายทางก็ควรได้รับเฟรมที่อัตราการส่งอย่างน้อยเท่ากับอัตราต่ำที่สุด โดยอัตราต่ำที่สุดเป็นการรับรองว่าเฟรมจะไม่ถูกแท็ก หากมีการต่อใดส่งเกินอัตราต่ำที่สุด ผู้ใช้ควรได้รับการแบ่งแบนด์วิธของข่ายเชื่อมโยงอย่างยุติธรรม (Fairness) จากแบนด์วิธของข่ายเชื่อมโยงที่ไม่ได้ใช้งาน

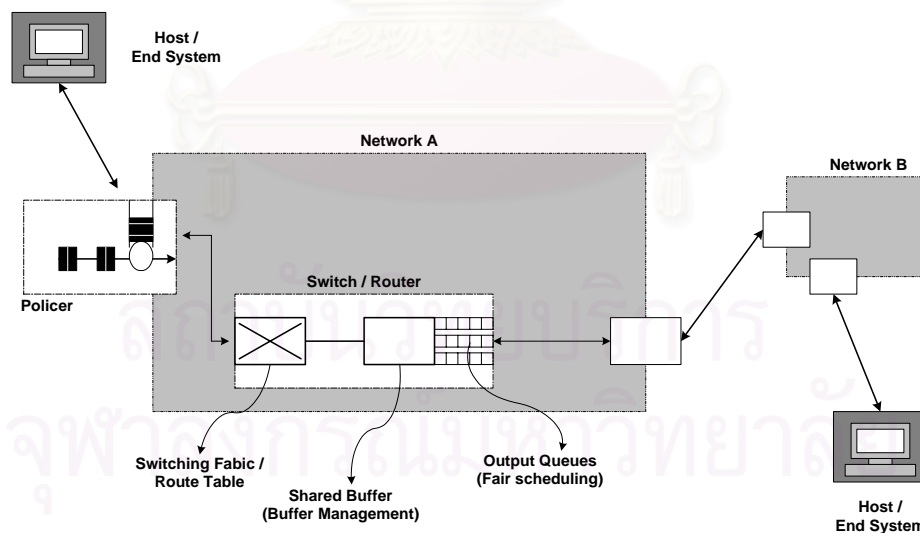
ATM forum [1] ได้ให้คำจำกัดความหลักการปฏิบัติที่ถูกต้อง (Conformance) ของทราฟฟิกในบริการ GFR แบ่งเป็น 2 วิธีคือ GFR.1 และ GFR.2 ทั้งสองวิธีมีข้อแตกต่างกันคือสามารถใช้และไม่สามารถใช้ F-GCRA ในการแท็กเฟรมที่ไม่สมควรได้รับการรับรองการบริการ (Non-eligible) ที่เข้ามาในโครงข่าย โดยกรณี GFR.2 โครงข่ายกำหนดให้ใช้ F-GCRA เพื่อแท็ก (เปลี่ยนนิต CLP (Cell Loss Priority) จาก 0 เป็น 1) เฟรมที่ไม่สมควรได้รับการรับรองการบริการที่เข้าไปในโครงข่าย และสวิตช์ในโครงข่าย ATM จะตัดสินจากนิต CLP ว่าเฟรมจะถูกส่งไปโดยมีการรับรองแบนด์วิธที่ต่ำที่สุดหรือไม่ สำหรับ GFR.1 จะกำหนดให้โครงข่ายไม่สามารถเปลี่ยนนิต CLP ของเฟรมที่แหล่งกำเนิดส่งมาได้ และแต่ละสวิตช์ในโครงข่าย ATM ต้องสามารถหาได้ว่าเฟรมที่ส่งมานั้นจะได้รับการรับรองแบนด์วิธที่ต่ำที่สุดหรือไม่ ถ้าเฟรมมีทราฟฟิกส่งเกินแล้วทำให้เกิดความคับคั่ง สวิตช์ต้องทิ้งเฟรมนั้น ดังนั้นในการสร้างสวิตช์ตาม GFR.1 จะมีความยุ่งยากกว่า GFR.2 วิทยานิพนธ์นี้พิจารณาหลักการสร้างบริการ GFR ตาม GFR.2

### 3.3 การออกแบบสำหรับสร้างการรับรองอัตราเฟรมต่ำที่สุด

พื้นฐานการออกแบบสำหรับบริการ GFR มี 3 ส่วน [5] คือ การแท็ก การจัดการบัฟเฟอร์ และการจัดคิว เพื่อใช้จัดเตรียมการรับรองอัตราเฟรมต่ำที่สุดให้แก่ทราฟฟิก TCP

1. การแท็ก (Tagging) เป็นการระบุเฟรมที่ปฏิบัติไม่ถูกต้องก่อนเข้าไปในโครงข่าย (การกำหนดบิต CLP เป็น 1) รูปแบบของการแท็กนี้โดยปกติจะกระทำเมื่อมีแหล่งกำเนิดต่อเข้ากับโครงข่าย และใช้อัลกอริทึม F-GCRA ในการตัดสินใจ รูปที่ 3.1 แสดงตำแหน่งของตัวตรวจทราฟฟิกซึ่งแท็กข้อมูลเพื่อจัดเตรียมอัตราการบริการต่ำที่สุดในโครงข่าย สำหรับการบริการในโครงข่ายที่มีการแท็กในระดับช่องสัญญาณเสมือน (per Virtual Channel หรือ per VC) โครงข่ายจะจัดการส่งข่าวสารผ่านช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่อง และแท็กเฟรมในช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่องซึ่งมีข้อตกลงแตกต่างกัน ทำให้ความซับซ้อนขององค์ประกอบในโครงข่ายเพิ่มขึ้น (ตามปริมาณผู้ใช้ที่มีการต่อ) การแท็กทำให้สามารถแยกทราฟฟิกที่ปฏิบัติตามกฎและปฏิบัติไม่ถูกต้องของช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่องได้

2. การจัดการบัฟเฟอร์ (Buffer Management) ปกติกระทำที่องค์ประกอบของโครงข่าย เช่น สวิตช์หรือเราเตอร์ เป็นการควบคุมจำนวนของเฟรมที่เข้าไปในบัฟเฟอร์ของสวิตช์หรือเราเตอร์ ในการแบ่งบัฟเฟอร์นั้นช่องสัญญาณเสมือนหลายช่องจะใช้บัฟเฟอร์ร่วมกัน ดังนั้นการจัดการบัฟเฟอร์ในระดับช่องสัญญาณเสมือนจะใช้การควบคุมการครอบครองบัฟเฟอร์ของช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่อง เช่น ใช้ per VC Accounting [5] เพื่อรักษาการครอบครองบัฟเฟอร์ของช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่อง รูปที่ 3.1 แสดงตำแหน่งการจัดการบัฟเฟอร์ในเส้นทางการต่อ ตัวอย่างแบบแผนการจัดการบัฟเฟอร์ใน ช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่อง เช่น Selective Drop และ Fair Buffer Allocation [8] รายละเอียดเกี่ยวกับการจัดการบัฟเฟอร์จะได้กล่าวอีกครั้งในบทที่ 4



รูปที่ 3.1 ตำแหน่งของตัวตรวจทราฟฟิก (Traffic Policar) การจัดการบัฟเฟอร์ (Buffer Management) และการจัดคิวขาออกของสวิตช์ (Output Queues)

3. การจัดคิว (Queuing) หรือตาราง (Scheduling) การออกจากสวิตช์ของเฟรม ตำแหน่งของการจัดคิวดังแสดงในรูปที่ 3.1 การจัดคิวใช้ในการจัดเตรียมการรับรองอัตราส่งที่ทางออกของสวิตช์

ขณะที่การแท็กและการจัดการบัฟเฟอร์ทำการควบคุมเฟรมที่เข้ามาในองค์ประกอบโครงข่าย ตารางเวลาการออกจะทำการจัดคิวของเฟรมว่าจะให้ออกไปยังฮอปต่อไปอย่างไร สำหรับการจัดคิวแบบ FIFO (First In First Out) จะไม่สามารถแยกเฟรมออกจากช่องสัญญาณเสมือนต่างๆ ที่ทางออกสวิตช์ได้ แต่สามารถออกไปยังฮอปถัดไปได้เลย โดยการออกของเฟรมจะเรียงลำดับตามการเข้ามาในบัฟเฟอร์ แต่สำหรับการจัดคิวแบบ per VC Queuing [4] จะต้องมีการแยกคิวของช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่องในบัฟเฟอร์ กลไกของตารางการจัดคิวจะสามารถเลือกกระหว่างคิวของเฟรมตามตารางเวลาที่กำหนดได้ ตัวอย่างการจัดคิวแบบ per VC Queuing เช่น RR (Round-Robin) และ WRR (Weighted Round Robin) [9]

### 3.4 การควบคุมความคับคั่งและการส่งข้อมูลของ TCP

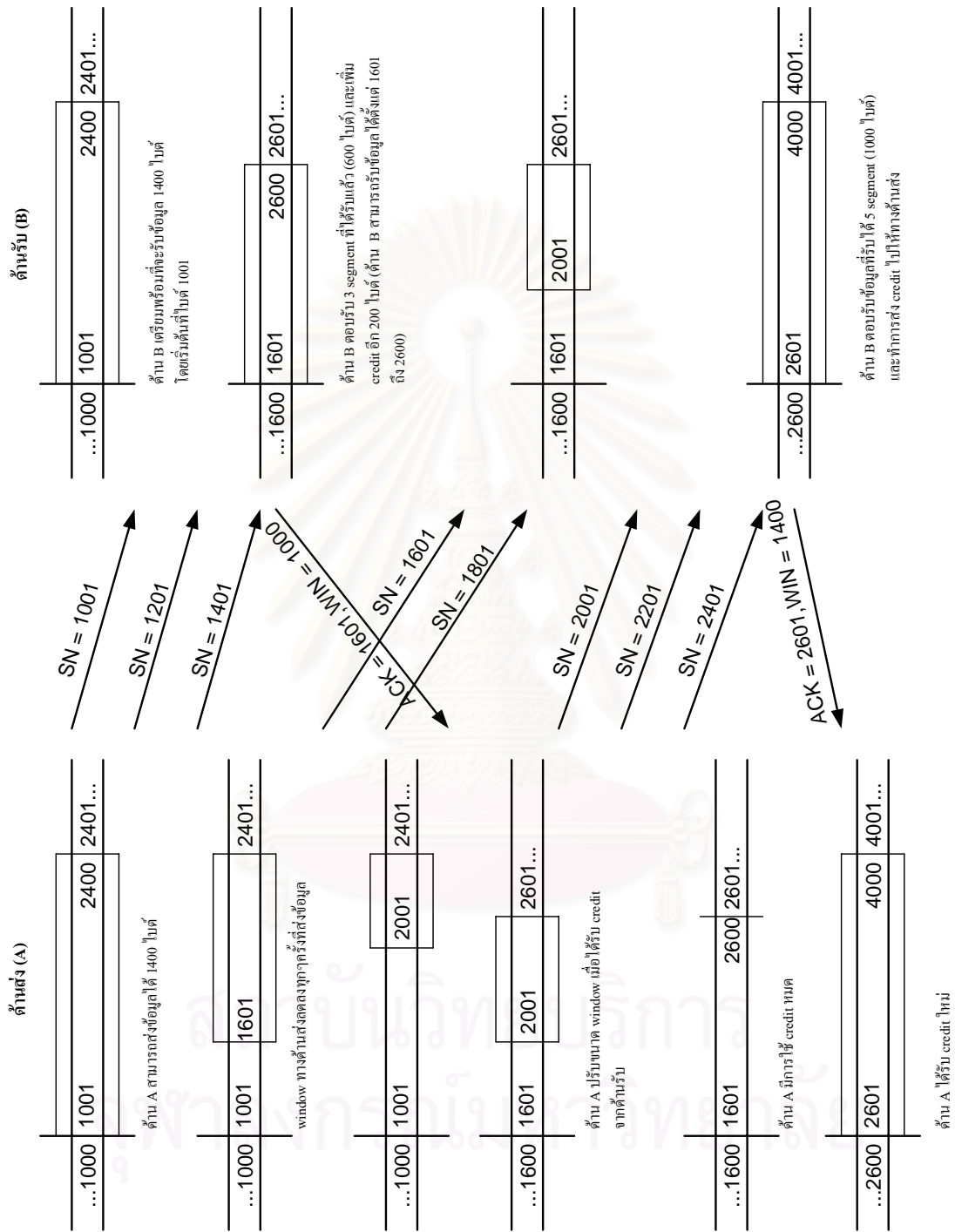
ในปัจจุบันการส่งข้อมูลต่างๆ เช่น NFSv3 (Network File System version 3), X Window, FTP (File Transfer Protocol) เป็นต้นได้นำโพรโทคอล TCP มาใช้งานกันอย่างกว้างขวางเพื่อให้โครงข่ายมีความเชื่อถือได้ โดยนำโพรโทคอล TCP มาใช้ควบคุมการส่งข้อมูลและการควบคุมความคับคั่ง ทำให้โครงข่ายมีวิสัยความสามารถและความเชื่อถือได้สูง ในหัวข้อนี้จะกล่าวถึงการควบคุมการส่งข้อมูลและกลไกการควบคุมความคับคั่งของ TCP แบบต่างๆ [10-11]

#### 3.4.1 การควบคุมการส่งข้อมูลของ TCP

โพรโทคอลโดยทั่วไปจะต้องมีการควบคุมการส่งข้อมูล โพรโทคอล TCP จะใช้กลไก Sliding Window เป็นตัวควบคุมการส่งข้อมูลซึ่งแตกต่างจากโพรโทคอลอื่นๆ เช่น LLC, HDLC และ X.25 โดย TCP Connection จะควบคุมการส่งข้อมูลแบบ End-to-End เพื่อจำกัดจำนวนแพ็กเก็ตที่เข้าไปในโครงข่าย ใช้ลักษณะการควบคุมการส่งข้อมูลของ TCP เป็นแบบ Credit Allocation โดยพิจารณาการส่งข้อมูลตาม Sequence Number ที่มี เมื่อต้นทาง TCP ส่งข้อมูล ต้นทางจะส่งไบนารีแรกของ Sequence Number ลงในส่วนหัวของข้อมูล และต้นทาง TCP จะได้รับ Acknowledge (ACK) ซึ่งเป็นข่าวสารที่อยู่ในรูป (ACK = i, WIN = j) หมายความว่า

- ทุกๆ ครั้งที่ปลายทางได้รับข้อมูลมีลำดับข้อมูลเป็น  $i-1$  ปลายทางจะส่ง ACK เพื่อบอกว่าข้อมูลลำดับต่อไปที่ต้นทางจะส่งคือ  $i$
- มีการอนุญาตให้ทางด้านส่งเพิ่มขนาด Window (WIN) ของข้อมูลเป็น  $j$  ไบนารี ดังนั้นด้านส่งจะส่งข้อมูลจากลำดับ  $i$  ถึง  $i+j-1$

รูปที่ 3.2 แสดงกลไกควบคุมการส่งข้อมูล โดยจะแสดงการส่งข้อมูลในทิศทางเดียวเท่านั้น และสมมติให้ส่งข้อมูล 200 ไบนารีในแต่ละ Segment เมื่อเริ่มต้นกระบวนการสร้างการต่อถึงกัน จะมีการชิงใครในค่า Sequence Number ระหว่างด้านรับและด้านส่ง ทางด้านส่ง (A) จะตกลงให้ Credit



รูปที่ 3.2 กลไกการควบคุมการส่งข้อมูลของ TCP

Allocation ให้เป็น 1400 ไบต์และเริ่มส่งข้อมูลทีละดับ 1001 หลังจากส่งข้อมูลออกไป 3 Segment (600 ไบต์) Window จะมีการลดลงจนเหลือขนาด 800 ไบต์ (จำนวน 1601 จนถึง 2400) เมื่อปลายทาง (B) ได้รับข้อมูลทุกๆไบต์จนถึง 1601 และจะทำการเสนอ Credit (ขนาด Window) ให้ต้นทางเป็น 1000 ไบต์ ซึ่งหมายความว่าด้าน A สามารถส่งข้อมูลได้ตั้งแต่ไบต์ที่ 1601 จนถึง 2600 (5 Segment) ในขณะที่ ACK ไปถึงด้าน A ทางด้านต้นทางได้มีการส่งข้อมูลเป็นจำนวน 2 Segment เรียบร้อยแล้วคือตั้งแต่ 1601 จนถึง 2000 (สามารถส่งข้อมูลได้เนื่องมาจากอยู่ในจำนวน Credit ที่ยอมให้ส่งได้ในขณะเริ่มต้น) ดังนั้นในขณะนี้ทางด้าน A มี Credit เหลืออยู่ 400 ไบต์ (2 Segment) เมื่อด้าน A ได้รับ ACK แล้วก็จะมีการปรับขนาด Window ออก ซึ่งปลายทั้งสองด้านของ Window จะเพิ่มขึ้นหรือลดลงขึ้นอยู่กับจำนวนข้อมูลที่ส่งและ Credit ที่ได้รับ

กลไกการจัดสรร Credit เป็นกลไกที่มีความยืดหยุ่น เช่น ถ้าด้าน B ส่งข่าวสารสุดท้ายเป็น (ACK = i, WIN = j) แสดงว่าข้อมูลสุดท้ายที่ด้าน B ได้รับมีจำนวน i-1 ไบต์ ดังนั้น

- จะเพิ่ม Credit เป็นจำนวน k ( $k > j$ ) เมื่อด้านรับไม่ได้รับข้อมูลแล้ว และด้าน B จะส่งข่าวสาร ACK เป็น (ACK = i, WIN = k)
- ส่วน ACK ของข้อมูล m ไบต์ ( $m < j$ ) จะไม่มีการเพิ่ม Credit และด้าน B จะส่ง ACK ที่มีข่าวสารเป็น (ACK = i + m, WIN = j - m)

บางครั้งทางด้านรับไม่ต้องการส่ง ACK ทันทีทันใด (Immediately Acknowledge) เมื่อได้รับข้อมูลแล้ว แต่อาจจะรอและ ส่ง ACK (Cumulative Acknowledge) สำหรับจำนวน Segment ที่เพิ่มขึ้น ทางด้านรับได้นำเอาวิธีเกี่ยวกับจำนวนข้อมูลที่อนุญาตให้ด้านส่งส่งได้มาใช้ โดยวิธีนี้จะยอมให้ส่ง Segment ใหม่ได้ก็ต่อเมื่อมีที่ว่างในบัฟเฟอร์เท่านั้น รูปที่ 3.2 แสดง Credit แรกที่ด้านรับส่งให้ด้านส่ง ซึ่งหมายความว่า ด้าน B มีขนาดบัฟเฟอร์ที่ใช้งานได้ 1000 ไบต์ และ Credit ที่สอง ด้าน B สามารถ ใช้งานได้ 1400 ไบต์

วิธีการควบคุมการส่งข้อมูลอาจจะเป็นการจำกัดค่าวิสัยสามารถสำหรับการขนส่งบนการต่อที่มีการประวิงมาก ทำการเพิ่มวิสัยสามารถโดยทางด้านรับต้องมีที่ว่างในบัฟเฟอร์ของ Credit ที่อนุญาตให้เหมาะสม เช่น ถ้าบัฟเฟอร์ด้านรับเต็มแต่คาดหมายล่วงหน้าว่าสามารถลดบัฟเฟอร์ให้มีที่ว่างได้ 1000 ไบต์ ควรส่ง Credit = 1000 ในทันทีทันใด ถ้าด้านรับสามารถรับข้อมูลไว้ได้ก็จะเพิ่มวิสัยสามารถได้ ถ้าทางด้านส่งมีความเร็วในการส่งข้อมูลมากกว่าทางด้านรับบางครั้งอาจทำให้มีการทิ้ง Segment ไป และจำเป็นต้องมีการส่งข้อมูลใหม่ วิธีการควบคุมการไหลให้เหมาะสมจะทำให้โพรโทคอลนั้นมีความ ซับซ้อน

### 3.4.2 Slow Start และ Congestion Avoidance

พื้นฐานการควบคุมการส่งข้อมูล TCP ใช้กลไกของ Window โดยผู้ส่งจะมีตัวแปร CWND เพื่อควบคุมจำนวน Segment ที่เข้าไปในโครงข่าย ส่วนด้านผู้รับจะมีตัวแปร RCWND เพื่อบอกผู้ส่งถึงจำนวน Segment ที่สามารถรองรับได้ การควบคุมความคับคั่งของ TCP จะมี 2 ระยะคือ “Slow Start” และ “Congestion Avoidance” วัตถุประสงค์ของระยะ Slow Start เพื่อให้โครงข่ายอยู่ในสถานะอยู่ตัวอย่างรวดเร็ว ส่วนระยะ Congestion Avoidance คือระยะที่โครงข่ายอยู่ในสถานะอยู่ตัว ตัวแปร Ssthresh เป็นตัวแปรที่บอกความแตกต่างระหว่าง 2 ระยะ Ssthresh คือค่าโดยประมาณของความจุโครงข่ายขณะอยู่ในสถานะอิ่มตัว ในสภาวะเริ่มต้นค่า Ssthresh ถูกกำหนดให้มีค่าคงที่ค่าหนึ่งคือ 65535 ไบต์

แหล่งกำเนิดจะเริ่มต้นส่งข้อมูลในระยะ Slow Start เพียง 1 Segment (CWND = 1 TCP Segment) และต้องรอรับ Acknowledgment (ACK) ก่อนส่ง Segment ลำดับที่ 2 ต่อไป โดยขณะนี้แหล่งกำเนิดสามารถส่งข้อมูลได้ 2 Segment (CWND = 2) เข้าไปในโครงข่าย และทุกครั้งที่แหล่งกำเนิดได้รับ ACK สำหรับ Segment ใหม่ที่จะต้องส่ง แหล่งกำเนิดจะเพิ่ม CWND อีก 1 segment ดังแสดงในรูปที่ 3.3 (ก) ในระหว่างที่อยู่ในระยะ Slow Start ค่า CWND จะเพิ่มขึ้นทีละ 2 เท่าทุกๆ Round Trip Time โดยค่า Round Trip Time (RTT) ของ Connection คือเวลาตั้งแต่เริ่มส่งข้อมูลจนถึงต้นทางได้รับ ACK ของทุก Segment ใน Window เดียวกัน เมื่อค่า CWND เพิ่มขึ้นจนค่า CWND เท่ากับค่า Ssthresh ระยะ Slow Start ก็จะเปลี่ยนไปเป็นระยะ Congestion Avoidance ดังนั้นกราฟของ CWND ในระยะ Slow Start จะมีลักษณะการเพิ่มขึ้นแบบ Exponential ทุกๆ Round Trip Time

จากกลไกในระยะ Slow Start ทำให้การทำงานในช่วงเริ่มต้นมีประสิทธิภาพ แหล่งกำเนิด TCP สามารถหาขนาด Window สำหรับแต่ละ Connection ได้อย่างรวดเร็ว แต่ในบางเวลาอาจมี Segment สูญหายก่อนหรือหลังที่ CWND จะเกินขนาด Credit Allocated เนื่องจากเกิดความคับคั่ง แหล่งกำเนิดจะเซต CWND เป็น 1 Segment ในระหว่างระยะ Congestion Avoidance แหล่งกำเนิดจะเพิ่ม CWND ทีละ 1 Segment ทุกๆ Round Trip Time ทำให้กราฟของ CWND มีลักษณะการเพิ่มขึ้นเป็นแบบเชิงเส้น

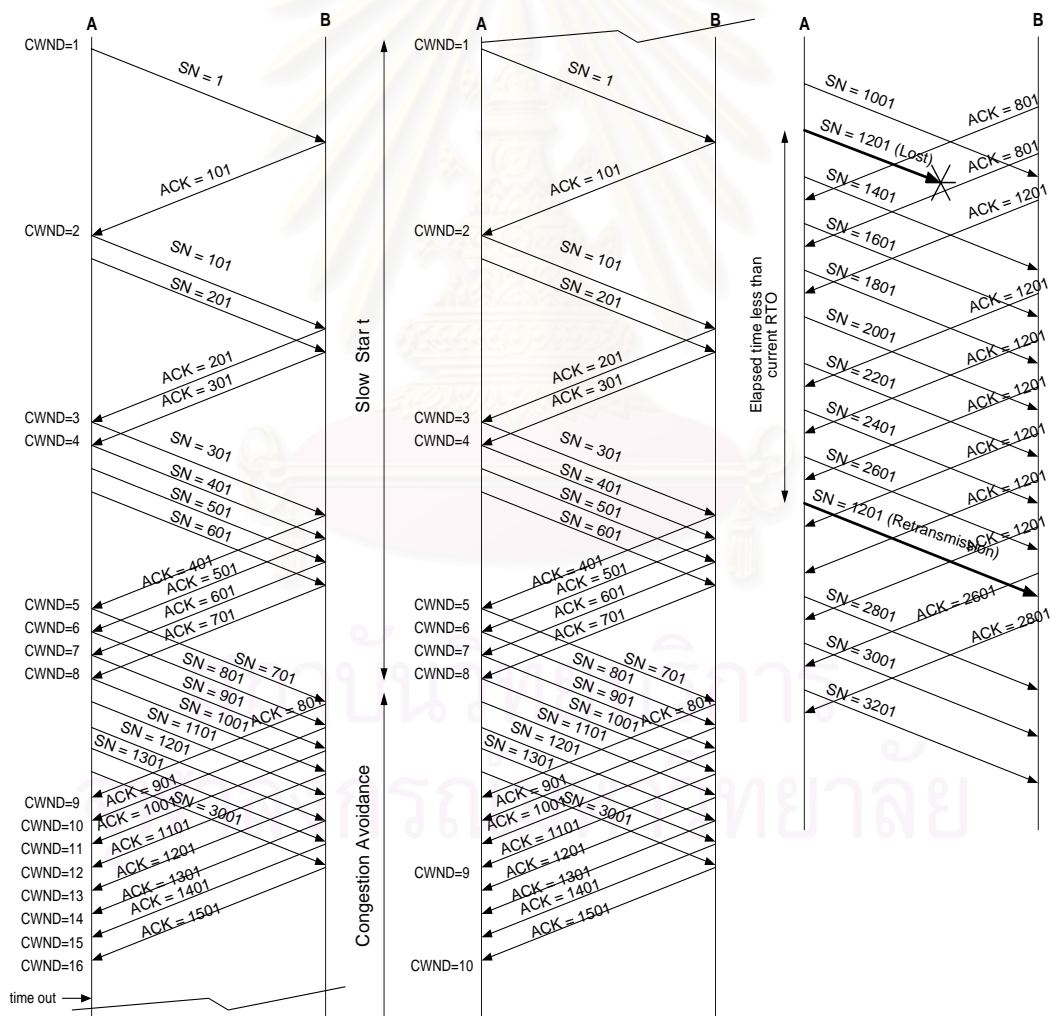
ถ้า TCP Connection มีการสูญเสียแพ็กเก็ต ปลายทางจะส่ง Duplicate ACK ของแพ็กเก็ตที่หายไป ต้นทางจะ Retransmit เนื่องจากเกิดการหมดเวลา (Timeout) เมื่อได้รับแพ็กเก็ตสุดท้ายที่ไม่ได้รับ ACK โดยค่าเวลา Timeout จะถูกเคลียร์ทุกครั้ง ครั้งที่ได้รับ ACK ของแพ็กเก็ตใหม่ ต้นทางรู้ว่าเกิดความคับคั่งเมื่อ Retransmission Timeout เกิดการ Trigger ต้นทางจะไม่ส่งแพ็กเก็ตใหม่เมื่อได้รับ Duplicate ACK โดยต้นทางรอจนกว่าจะได้รับ ACK ใหม่หรือเกิดการ Timeout



เมื่อเกิด Timeout ขึ้น ต้นทางจะว่างหรือไม่ส่งข้อมูลประมาณ 1 Round Trip Time แพ็กเก็ตที่มีการ Timeout สมมติว่ามีการสูญเสียแพ็กเก็ตเนื่องจากความคับคั่ง ช่วงเวลาที่ว่างไม่ส่งข้อมูลจนถึงเวลา Timeout จะต้องเพียงพอที่จะให้ความคับคั่งถูกเคลียร์ออกไป เวลา Timeout ไม่ได้เป็นเพียงเครื่องบ่งบอกว่าเกิดความคับคั่งเท่านั้นเมื่อเกิดการ Trigger ยังจะเป็นเครื่องบอกให้แหล่งกำเนิดส่งข้อมูลใหม่อีกด้วย

เมื่อเกิดการ Timeout แล้ว แหล่งกำเนิดจะตั้งค่า Ssthresh ให้มีค่าเป็นครึ่งหนึ่งของ CWND โดยละเอียดแล้วค่า Ssthresh จะถูกตั้งไว้เป็น

$$Ssthresh = \max \left\{ 2, \min \left\{ \frac{CWND}{2}, RCVWND \right\} \right\} \quad (3.1)$$



(ก) Slow Start และ Congestion Aivodanc

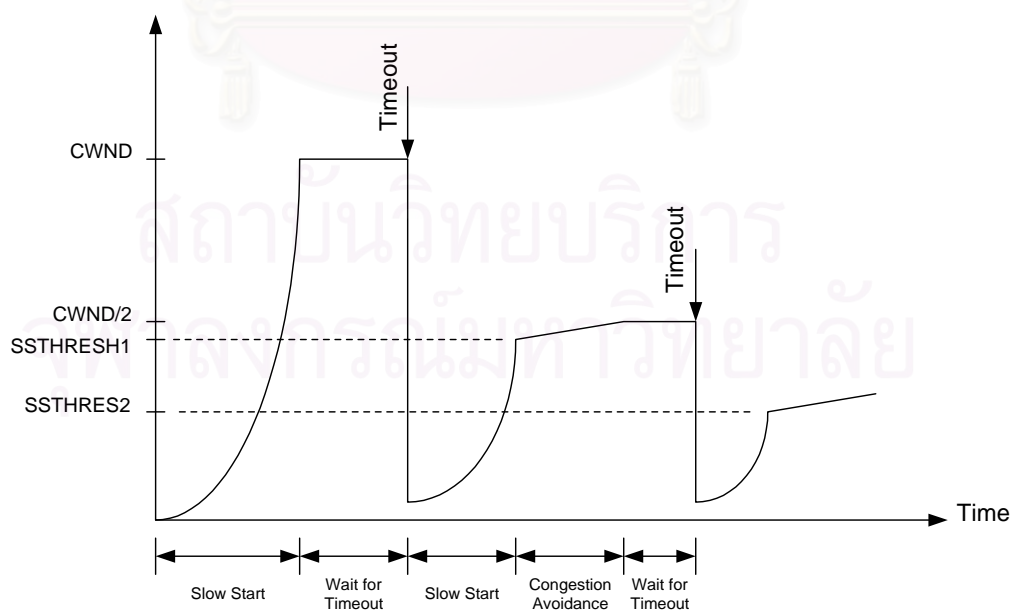
(ข) Fast Retransmit

รูปที่ 3.3 (ก) กลไก Slow Start และ Congestion Aivodanc และ (ข) กลไก Fast Retransmit

เมื่อ  $CWND < Ssthresh$  และแหล่งกำเนิดเข้าสู่ระยะ Slow Start แหล่งกำเนิดจะเริ่มการส่งข้อมูลใหม่ (Retransmit) และเพิ่ม CWND ทีละหนึ่งทุกๆครั้งที่แพ็กเก็ตใหม่ได้รับ ACK

ถ้ามีการสูญเสียแพ็กเก็ตหนึ่งแพ็กเก็ตและถ้าบัพเฟอร์ทางด้านรับไม่พอ ทางด้านส่งจะได้รับ Cumulative Acknowledgment และกู้ข้อมูลเดิมที่สูญเสียกลับมาจากความคับคั่ง ด้านส่งพยายามส่งข้อมูลใหม่ทุกแพ็กเก็ตโดยเริ่มต้นจากแพ็กเก็ตที่สูญเสีย ไม่ว่าจะกรณีใดๆ CWND จะเพิ่มขึ้นทีละหนึ่งแพ็กเก็ตทุกๆครั้งที่ได้รับ ACK ถึงแม้ว่า CWND อาจเพิ่มหลังจาก Advertised Receiver Window (RCWND) แต่ Window ของแหล่งกำเนิดก็ยังคงจำกัดโดยค่าที่น้อยที่สุดของ Window ทั้งสอง การเปลี่ยนแปลงขนาด CWND เทียบกับเวลาแสดงในรูปที่ 3.4

โดยทั่วไป TCP จะใช้ค่า Retransmission Timeout เป็น 500 ms แหล่งกำเนิด TCP จะประมาณค่า Round Trip Time (RTT) ของ Connection โดยการวัดเวลา (จำนวนเครื่องหมายของ Timer) ระหว่างการส่งแพ็กเก็ตจนถึงได้รับ ACK ของแพ็กเก็ตนั้นกลับมา Retransmission Timeout ถูกคำนวณเป็นฟังก์ชันโดยประมาณของค่าเฉลี่ยและค่า Mean-Deviation ของ RTT [11] เมื่อมีการสูญหายเนื่องมาจากความคับคั่ง เพราะ TCP Timer มีค่าหยาบจึงทำให้มีการสูญเสียเวลาขณะที่ Retransmission Timeout รอการ Trigger ก่อนแหล่งกำเนิดส่งข้อมูลออกไปเป็นจำนวนตามที่ Window อนุญาตให้ส่งได้และ แหล่งกำเนิดจะไม่ยอมส่งข้อมูลใหม่เมื่อได้รับ Duplicate ACK เมื่อ Retransmission Timeout มีการ Trigger เกิดขึ้น Connection นั้นก็เข้าสู่ระยะ Slow Start ซึ่งเป็นผลให้สายเชื่อมโยงอาจว่างเป็นระยะเวลาสั้นได้และทำให้มีการใช้งานต่ำ



รูปที่ 3.4 กราฟ Congestion Window (CWND) ขณะ Slow Start และ Congestion Avoidance

พฤติกรรมของการควบคุมความคับคั่งของ TCP ที่กล่าวมาแล้วนั้นเรียกว่า “Vanilla TCP” หลายๆ ครั้งได้มีงานวิจัยที่เสนอการแก้ไข Vanilla TCP [2] บางครั้งก็ได้มีการนำงานวิจัยกำหนดเป็นมาตรฐาน โดย IETF (Internet Engineering Task Force) วิทยานิพนธ์ที่สนใจพื้นฐานของ TCP ที่ได้มีการแก้ไขเป็นหลัก ในหัวข้อต่อไปเป็นการแก้ไขมาตรฐาน TCP เพิ่มขึ้นได้แก่ TCP Reno จะมีการเพิ่มกลไก Fast Retransmission และ Recovery นอกจากนี้ยังมี SACK TCP ซึ่งเพิ่มข่าวสารเกี่ยวกับ Sequence Number บน TCP Reno

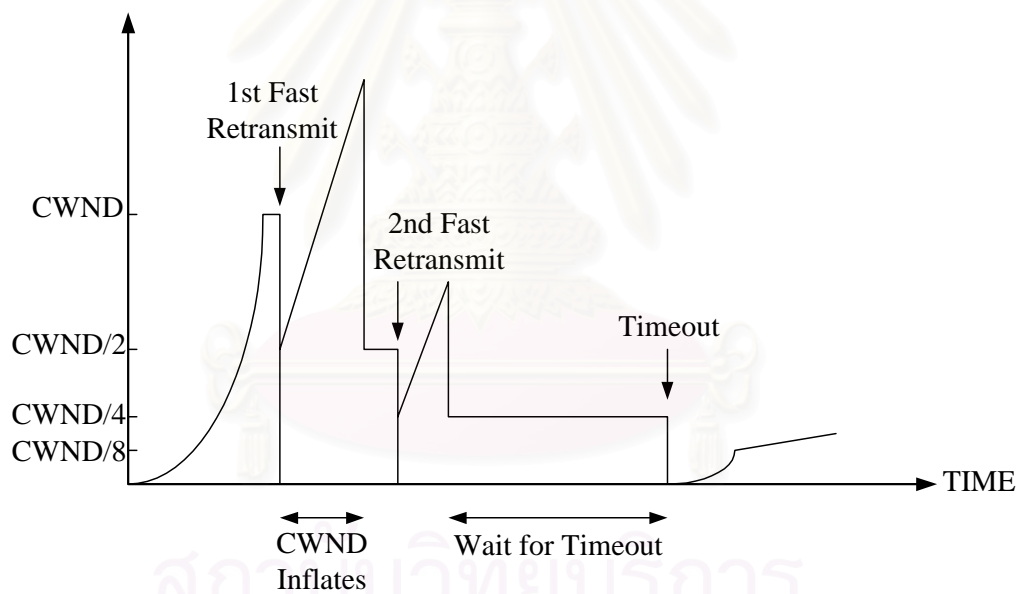
### 3.4.3 Fast Retransmission และ Recovery (TCP Reno)

TCP Reno มีการเพิ่มเติมในส่วนการควบคุมความคับคั่งซึ่งเรียกว่า Fast Retransmit and Recovery (FRR), Fast Retransmit และ Fast Recovery ถูกออกแบบมาเพื่อปรับปรุงสมรรถนะ TCP เมื่อมีการสูญเสียเพียงหนึ่งแพ็กเก็ต ปัจจุบันค่า Retransmission Timeout ของ TCP จะใช้ Timer เป็น 500 ms เมื่อเกิดความคับคั่ง TCP Connection จะสูญเสียเวลาขณะรอ Timeout ในรูปที่ 3.4 แทนตอนแสดงเวลาที่สูญเสียขณะรอให้เกิด Timeout ในช่วงเวลานี้ TCP จะไม่ทำการส่งแพ็กเก็ตใหม่หรือส่งแพ็กเก็ตที่ สูญเสียใหม่ อย่างไรก็ตามเมื่อเกิด Timeout ค่า CWND จะตั้งให้เป็น 1 Segment จะเห็นว่า Connection มีการใช้โครงข่ายอย่างมีประสิทธิภาพก็ต่อเมื่อผ่านไปหลายๆ Round Trip Time แล้ว TCP Reno มี อัลกอริทึม Fast Retransmit และ Recovery เพื่อให้ Connection มีการนำแพ็กเก็ตที่สูญเสียกลับมาอย่างรวดเร็ว

เมื่อ Segment ถูกดรอปรอบในโครงข่าย (แพ็กเก็ตสูญหาย) ทำให้ Segment ที่มาถึงผู้รับลำดับถัดมาเป็น Out-Of-Order Segment และผู้รับต้องส่ง Immediate ACK เพื่อบอก Sequence Number ของ Segment ที่ผิดพลาดนี้ เมื่อด้านส่งได้รับ 3 Duplicate ACK ก็จะทำให้รู้ว่าแพ็กเก็ตไหนที่เสียจาก ACK แล้วก็จะทำการส่งแพ็กเก็ตที่เสียใหม่ทันทีโดยไม่ต้องรอ Timeout ก่อน ซึ่งเรียกกลไกนี้ว่า “Fast Retransmit” จากนั้นก็เริ่มระยะ Congestion Avoidance โดยไม่มีระยะ Slow Start ก่อนจึงเรียกกลไกนี้ว่า “Fast Recovery” ดังนั้นต้นทางจะรู้ว่าเกิดความคับคั่งก็ต่อเมื่อได้รับ Duplicate ACK 3 ครั้ง

ด้านส่งจะทำการลด CWND ลงครึ่งหนึ่งบวกด้วย 3 Segment (ที่บวกด้วย 3 Segment เพราะเป็นจำนวน Segment ที่ออกจากโครงข่ายแล้วปลายทางรับได้) และเก็บค่านี้ไว้ใน SSTHRESH แต่ละครึ่งที่ได้รับ 3 Duplicate ACK ส่วนทางด้านส่งจะขยาย CWND ที่ละหนึ่งและพยายามที่จะส่งแพ็กเก็ตใหม่ ทุกครั้งที่ได้รับ ACK ด้านส่งจะรอจนถึงครึ่งหนึ่งของ Round Trip Time ก่อนที่จะส่งข้อมูลหนึ่งแพ็กเก็ตใหม่สำหรับแต่ละครั้งที่ได้รับ Duplicate ACK หลังจากนั้น ผลก็คือในระหว่างเกิดความคับคั่งด้านส่ง ยังคงรักษาการส่งข้อมูลเข้าไปในโครงข่ายไว้ที่ครึ่งหนึ่งของความจุขณะทำการ Fast Retransmit

เมื่อเกิดความคับคั่งก็จะมี Timeout เกิดขึ้น CWND ก็จะถูกตั้งไว้ที่ 1 Segment และเริ่มดำเนินการระยะ Slow Start เมื่อ CWND เพิ่มขึ้นจนถึง Ssthresh ดังนั้นก็จะเข้าสู่ระยะ Congestion Avoidance แต่ถ้าต้นทางได้รับ Duplicate ACK อย่างน้อย 3 ครั้งก่อนเริ่มการส่งข้อมูลใหม่โดยเริ่มดำเนินการระยะ Congestion Avoidance โดยไม่มีระยะ Slow Start ซึ่งจะเรียกกลไกที่กล่าวมานี้ว่า “Fast Recovery” รูปที่ 3.3(ข) แสดงกระบวนการ Fast Retransmit โดยด้านส่งจะส่งจำนวนข้อมูล 200 ไบต์ต่อหนึ่ง Segment ซึ่งจากรูป Segment 1201 มีการสูญหาย ทางด้านต้นทาง (A) จะยังคงส่งข้อมูลอย่างต่อเนื่องจนกว่าจะส่งข้อมูลครบตาม CWND ทางด้านรับ (B) ได้รับข้อมูล Segment 1001 (1001 จนถึง 1200 ไบต์) ก็ส่ง ACK ของแพ็กเก็ตต่อไปคือ Segment 1201 จากนั้นทางปลายทางได้รับข้อมูล Segment 1401 (1401 จนถึง 1600 ไบต์) ด้านรับยังคงส่ง ACK ของ Segment 1201 ซ้ำทุกครั้งที่ได้รับ Segment ใหม่เข้ามาจนกระทั่งได้รับข้อมูล Segment 1201 จึงจะหยุดส่ง ในรูปที่ 3.5 แสดงกราฟ CWND ของกลไก Fast Retransmit และ Recovery



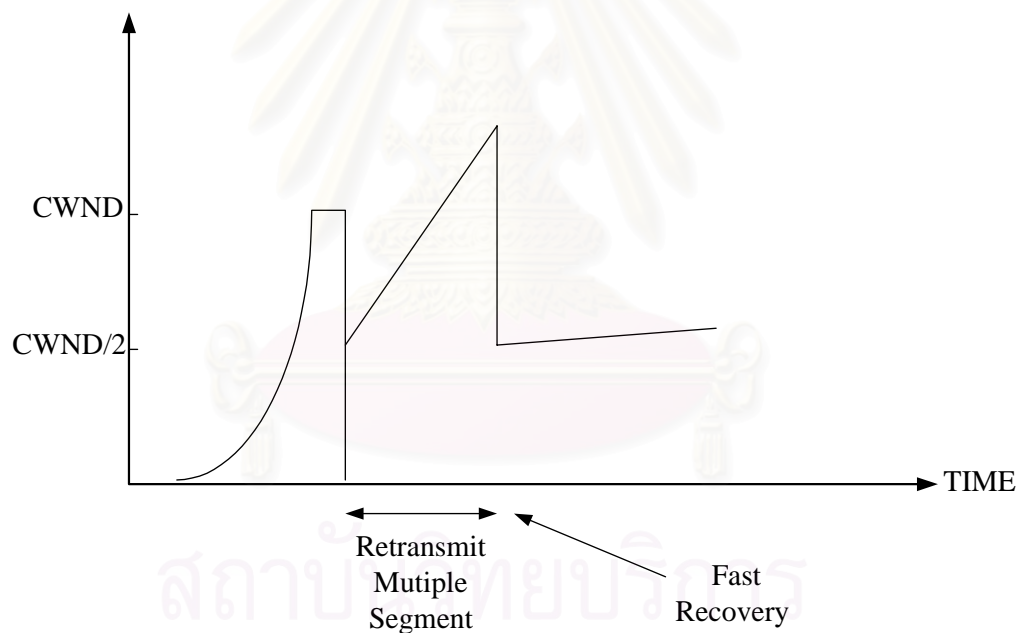
รูปที่ 3.5 Congestion Window ของกลไก Fast Retransmit and Recovery

#### 3.4.4 Selective Acknowledgments (SACK TCP)

TCP Reno จะทำงานได้ดีเมื่อเกิดการสูญหายเพียงหนึ่งแพ็กเก็ต ถ้ามีแพ็กเก็ตสูญหายเป็นจำนวนมากในช่วงเวลาสั้นๆ ประสิทธิภาพการทำงานของ TCP Reno จะลดลง ดังรูปที่ 3.5 เมื่อแพ็กเก็ตสูญหาย ติดต่อกัน 3 แพ็กเก็ตจาก Window เดียวกัน ทำให้ผู้ส่ง TCP ต้องทำ Fast Retransmit ครั้งที่สองและหลังจาก Timeout ค่า Ssthresh จะเป็น CWND/8 เป็นผลให้

Exponential Phase มีช่วงเวลานั้น และการเพิ่ม CWND แบบเชิงเส้นเริ่มที่ Window เล็กมาก TCP จึงมีอัตราส่งข้อมูลต่ำมากและ วิธีที่สามารถลดลง

SACK TCP มีประสิทธิภาพในการค้นหาแพ็กเก็ตที่สูญหายต่อเนื่องจำนวนมาก โดยใน ACK ของ SACK TCP จะเพิ่มข่าวสารเกี่ยวกับ Segment ที่ปลายทางได้รับ เมื่อปลายทางได้รับ Out-Of-Order Segment จะส่ง Duplicate ACK ซึ่งมีข่าวสารเกี่ยวกับ Out-Of-Order Segment ที่ได้รับ และเมื่อผู้ส่ง TCP ได้รับ Duplicate ACK จากปลายทาง ผู้ส่งจะทำการสร้างข่าวสารเกี่ยวกับ Segment ที่ปลายทางไม่ได้รับ เมื่อผู้ส่งได้รับ Duplicate ACK 3 ครั้ง จะทำการส่ง Segment ที่สูญหายอันดับแรกใหม่และขยาย CWND เพิ่มทีละ 1 ทุกครั้งที่ได้รับ Duplicate ACK หลังจากนั้นจะส่ง Segment ที่สูญหายอื่นๆ ตามลำดับโดยใช้ SACK Information เมื่อ Segment ที่สูญหายถูกส่งครบแล้วจึงส่ง Segment ใหม่ต่อไป จากหลักการทำงานของ SACK TCP นี้เอง ทำให้ผู้ส่งสามารถค้นหา Segment ต่างๆ ที่ติดรอบไปใน 1 Round Trip Time ได้ รูปที่ 3.6 แสดงกลไก Selective Acknowledgment



รูปที่ 3.6 Congestion Window ของกลไก Selective Acknowledgment

## บทที่ 4

### การปรับปรุงสมรรถนะ TCP บนบริการ GFR

บริการ GFR แบ่งแยกกลไกการจัดการบัฟเฟอร์ในการจัดเตรียมอัตราต่ำที่สุดเพื่อรับรองให้แก่ช่องสัญญาณเสมือนเป็น 3 วิธีคือ วิธีแรกเป็นกลไกแบบง่าย ใช้การจัดการบัฟเฟอร์ที่มีช่องสัญญาณเสมือนเพียงช่องเดียว เช่น Double-EPD (Double-Early Packet Discard) [2] วิธีที่สองเป็นกลไกที่ต้องการการจัดการบัฟเฟอร์ในระดับช่องสัญญาณเสมือน เช่น Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting [12] และ DFBA (Differential Fair Buffer Allocation) [1] ทั้งสองวิธีที่กล่าวมาใช้การจัดการคิวออกจากบัฟเฟอร์แบบ FIFO ส่วนวิธีที่สามใช้การแบ่งแยกบัฟเฟอร์ให้ช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่องโดยมีการจัดการ บัฟเฟอร์แบบ per VC Accounting และจัดคิวออกจากบัฟเฟอร์แบบ per VC Queueing ทำให้เกิดความยุติธรรมในทางออก ทั้งสามวิธีจะพิจารณาจากพื้นฐานการแท็กของอัลกอริทึม F-GCRA ดังที่กล่าวมาแล้วในบทที่ 3 วิธีการจัดการบัฟเฟอร์ที่ใช้ในวิทยานิพนธ์นี้ เน้นการจัดการคิวออกจากบัฟเฟอร์แบบ FIFO

การบริการแบบ GFR ในโครงข่าย ATM จะรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุดให้ผู้ใช้ และจำเป็นต้องนำเอา TCP มาใช้กับการบริการแบบ GFR เพื่อควบคุมความคับคั่งของโครงข่าย โดยโพรโทคอล TCP ได้ใช้ Window ในการควบคุมการส่งข้อมูลและควบคุมความคับคั่ง เพื่อลดข้อมูลที่สูญหายและหลีกเลี่ยงความคับคั่ง จากผลงานวิจัยที่ผ่านมาได้วิเคราะห์ถึงสมรรถนะของ TCP บนบริการ UBR และ GFR โดยทั่วไปในทางปฏิบัติ TCP ที่ทำงานอยู่บนโครงข่าย ATM จะถูกจำกัดขนาดของบัฟเฟอร์จึงเป็นสาเหตุให้มีประสิทธิภาพและความยุติธรรม (Fairness) ในการส่งข้อมูลต่ำไปด้วย [13]

วิธีการทึงเซลล์ที่มีประสิทธิภาพสามารถปรับปรุงสมรรถนะของ TCP ได้ อัลกอริทึม Double-EPD สามารถปรับปรุงประสิทธิภาพของ TCP แต่ไม่สามารถปรับปรุงความยุติธรรมในการส่งข้อมูล [6] การปรับปรุงวิธีการทึงเซลล์ให้มีประสิทธิภาพกับโครงข่าย ATM เป็นการพัฒนาการบริการ GFR วิธีการหนึ่งเพื่อเป็นการปรับปรุงสมรรถนะของโพรโทคอล TCP

การเพิ่มวิธีการทึงเซลล์ในโครงข่ายทำให้การควบคุมการส่งข้อมูลจากต้นทางไปยังปลายทางและการควบคุมความคับคั่งสามารถปรับปรุงสมรรถนะของ TCP บนบริการ GFR ส่วนกลไก Fast Retransmit และ Fast Recovery [10,11] ใช้เป็นกลไกเพิ่มจากกลไก Slow Start และ Congestion Avoidance เพื่อเอาข้อมูลที่สูญหายไปให้กลับคืนมาอย่างรวดเร็ว ถ้าข้อมูลสูญหายจำนวนมากใน 1 RTT กลไก Slow Start และ Congestion Avoidance จะไม่สามารถเอาข้อมูลกลับคืนมาได้ ดังนั้นใน

วิทยานิพนธ์นี้จึงใช้กลไก Selective Acknowledgement (SACK TCP) เพื่อนำข้อมูลที่สูญหายจำนวนมากกลับคืนมาอย่างรวดเร็ว ซึ่งกลไกทั้ง 5 ของโพรโทคอล TCP ได้กล่าวมาแล้วในบทที่ 3

ในบทนี้จะเป็นการกล่าวถึงพฤติกรรมของ TCP บนบริการ GFR, วิธีการจัดสรรบัฟเฟอร์แบบต่างๆ และเสนอการปรับปรุงสมรรถนะของ TCP โดยใช้วิธีการจัดสรรบัฟเฟอร์แบบ Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting ร่วมกับจุดเริ่มเปลี่ยนแบบพลวัต ซึ่งเทคนิคนี้จะเป็นวิธีการเลือกทิ้งเซลล์ (Selective Drop) แทนการทิ้งเซลล์แบบสุ่ม (Random) และจัดสรรแบนด์วิดท์ที่เหลือในโครงข่ายให้แก่ช่องสัญญาณเสมือนที่ต้องการส่งข้อมูลเกินส่วนแบ่งที่ยุติธรรม เพื่อเพิ่มวิสัยสามารถ

#### 4.1 ทราฟฟิก TCP บนบริการ GFR

เนื่องจากบริการ GFR มีการรับประกันการสูญหายของข้อมูลต่ำที่สุด จึงต้องนำโพรโทคอลชั้นบนมาใช้ควบคุมความคับคั่ง เช่น การควบคุมการไหลโดยใช้ Windows ใน TCP เพื่อลดอัตราส่วนการสูญหายของเซลล์ บริการ GFR ไม่สามารถรองรับ TCP ได้อย่างมีประสิทธิภาพ เนื่องจากถ้ามีเซลล์อย่างน้อยหนึ่งเซลล์สูญหาย แพ็กเก็ตทั้งหมดจะเป็นแพ็กเก็ตที่สูญหาย ฉะนั้นโพรโทคอลระดับ AAL จะ ส่งเซลล์นั้นใหม่ ดังนั้น R. Goyal [5] จึงได้เสนอการควบคุม Windows ของ TCP ด้วยการจัดการ บัฟเฟอร์ของสวิตช์ในโครงข่ายเอทีเอ็มที่มีการจัดคิวขาออกแบบ FIFO วิสัยสามารถ (Throughput) ของ TCP สามารถควบคุมได้จากการควบคุม Windows ตามความคับคั่ง โดยควบคุมการเซตจุดเริ่มเปลี่ยนของบัฟเฟอร์ของสวิตช์ในโครงข่ายเอทีเอ็มเพื่อทิ้งแพ็กเก็ต เป็นการควบคุมการครอบครองบัฟเฟอร์ซึ่งมีวิสัยสามารถของ TCP ขึ้นกับเซลล์แรกของแพ็กเก็ตที่มาถึงบัฟเฟอร์และไม่ขึ้นกับจำนวนเซลล์ทั้งหมดของแพ็กเก็ต ทำให้การใช้ประโยชน์ของบัฟเฟอร์สูง โดยความสัมพันธ์ระหว่างระดับจุดเริ่มเปลี่ยนในบัฟเฟอร์ที่มีการจัดคิวขาออกแบบ FIFO กับค่าวิสัยสามารถของ TCP ดังแสดงในสมการที่ (4.1)

$$\mu_i = \frac{x_i}{x} \mu \quad (4.1)$$

โดยที่  $\mu$  และ  $\mu_i$  คือวิสัยสามารถโดยรวมและวิสัยสามารถของช่องสัญญาณเสมือนที่  $i$  ตามลำดับ ส่วน  $x$  และ  $x_i$  เป็นผลรวมของระดับการครอบครองบัฟเฟอร์ของช่องสัญญาณเสมือนทุกช่องและระดับการครอบครองบัฟเฟอร์ของช่องสัญญาณเสมือนที่  $i$  ตามลำดับ ซึ่งระดับการครอบครองบัฟเฟอร์นี้ถือว่าเป็นระดับจุดเริ่มเปลี่ยนที่กำหนดขึ้นเพื่อจำกัดจำนวนแพ็กเก็ตที่ช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่องครอบครองบัฟเฟอร์ได้ จากผลการจำลองแบบในบทความ [5] พบว่าถ้าเซตจุดเริ่มเปลี่ยนให้มามีค่าสูงเกินไปจะทำให้เซลล์มีการประวิงในบัฟเฟอร์มากขึ้นและเป็นสาเหตุให้แหล่งกำเนิด TCP เกิด Timeout ได้ แต่ถ้าเซตจุดเริ่มเปลี่ยนมีค่าต่ำมาก จะทำให้มีอัตราส่วนการสูญหายสูงและแหล่งกำเนิด TCP ไม่เสถียร เป็นผลให้เกิด Timeout นอกจากนั้นการครอบครองบัฟเฟอร์ต่ำยังส่งผลให้การใช้

ประโยชน์ของ โครงข่ายต่ำด้วย ดังนั้นการจัดการบัฟเฟอร์ของสวิตช์ในโครงข่ายเอทีเอ็มที่ดีจะสามารถเพิ่มค่าวิสัย-สามารถให้ TCP ได้

เมื่อ TCP ถูกใช้กับการบริการแบบ GFR เมื่อเซลล์ถูกทิ้งในชั้น ATM Layer, TCP จะมีการรู้แพ็กเก็ตที่ถูกทิ้งไปใหม่โดยใช้กลไกควบคุมความคับคั่งของ TCP เอง เมื่อ ATM สวิตช์มีการจำกัดขนาดบัฟเฟอร์ เซลล์ที่ถูกทิ้งหนึ่งเซลล์ที่ระดับเซลล์ ATM จะมีผลให้แพ็กเก็ตในระดับ TCP ถูกทิ้งด้วย [3] ปรากฏการณ์นี้เป็นผลทำให้วิสัยสามารถ (Throughput) ต่ำและไม่มีควมยุติธรรมในการส่งข้อมูลของแต่ละ TCP Connections เมื่อมีเซลล์ถูกทิ้งออกไป ที่ปลายทางจะทำการทิ้งแพ็กเก็ตทั้งหมด ดังนั้น TCP ก็จะมีหมดเวลา (Timeout) และทำการส่งแพ็กเก็ตทั้งหมดใหม่ การที่วิสัยสามารถของ TCP ต่ำเนื่องมาจากมีการสูญเสียเวลาในการรอ Timeout และการส่งแพ็กเก็ตที่ผ่านมาใหม่ ค่าวิสัยสามารถของ TCP มีค่าสูงที่สุดก็ต่อเมื่อสวิตช์มีขนาดบัฟเฟอร์ที่เพียงพอโดยที่ TCP ไม่มีการสูญเสียแพ็กเก็ต อย่างไรก็ตาม เมื่อมีการจำกัดขนาดบัฟเฟอร์ ค่าวิสัยสามารถของ TCP และความยุติธรรมบนการบริการแบบ GFR สามารถที่จะถูกปรับปรุงได้ด้วยการจัดสรรบัฟเฟอร์ที่เหมาะสม

การจัดสรรบัฟเฟอร์เป็นการควบคุมจำนวนแพ็กเก็ตจากช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่อง (GFR VC) เข้าไปในบัฟเฟอร์ขาออกวิธีการจัดสรรบัฟเฟอร์ในโครงข่ายจะตัดสินใจว่าเซลล์แต่ละเซลล์ของช่องสัญญาณเสมือนที่มาถึงบัฟเฟอร์จะถูกส่งไปเข้าคิวในบัฟเฟอร์หรือถูกทิ้งออกไป เมื่อพอร์ตขาออกได้รับแพ็กเก็ต Queuing Algorithm จะเลือกแพ็กเก็ตให้เข้าคิวอย่างเหมาะสมและอัลกอริทึมการจัดสรรบัฟเฟอร์จะเป็นการเลือกว่าคิวของแพ็กเก็ตนั้นจะถูกเข้าคิวที่บัฟเฟอร์ขาออกหรือทิ้งแพ็กเก็ต นั้นออกไป

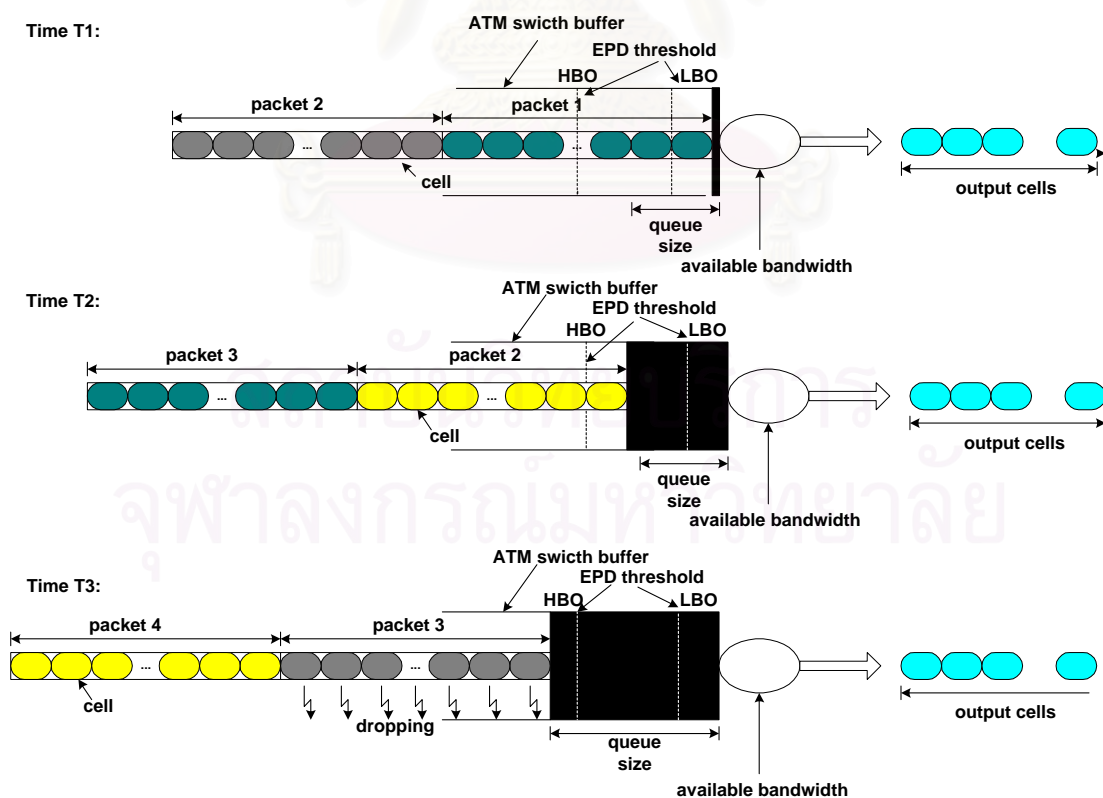
ส่วนต่อไปของวิทยานิพนธ์นี้จะกล่าวถึงวิธีการจัดสรรบัฟเฟอร์ในแบบต่างๆ เช่น วิธี Double Early Packet Discard (Double-EPD) [2], วิธี Double-Early Packet Discard with per VC accounting (Double-EPD with per VC Accounting) [12], วิธี Difference Fair Buffer Allocation (DFBA) [1] และปัญหาที่พบของวิธีการทั้งสาม ส่วนสุดท้ายจะเป็นการเสนอวิธีการจัดสรรบัฟเฟอร์โดยปรับปรุงจากวิธี Double-EPD with per VC Accounting โดยใช้เทคนิคจุดเริ่มเปลี่ยนแบบพลวัต (BADT)

#### 4.2 อัลกอริทึม Double-EPD (Double Early Packet Discard)

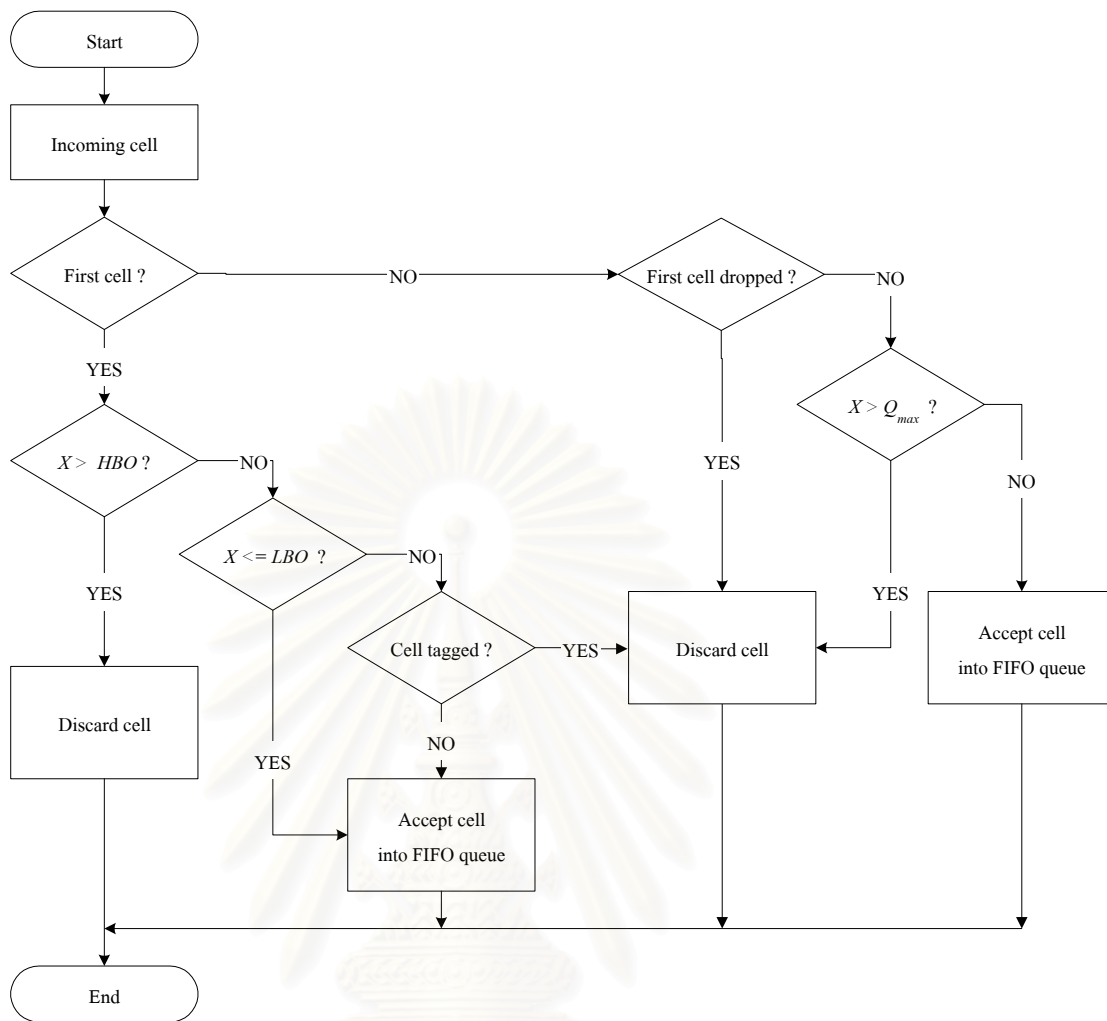
เมื่อบัฟเฟอร์เต็มเนื่องจากเกิดความคับคั่งในโครงข่าย เซลล์ที่เข้ามาในบัฟเฟอร์จะถูกทิ้งและการทิ้งเซลล์จะขึ้นอยู่กับแต่ละแพ็กเก็ตและเซลล์แรกของแพ็กเก็ต ถ้าเซลล์แรกในแพ็กเก็ตถูกทิ้ง ปลายทางจะไม่สามารถสร้างแพ็กเก็ตนี้ใหม่ได้ แต่จะใช้การส่งใหม่ที่แหล่งกำเนิด ทำให้แพ็กเก็ตที่ไม่สมบูรณ์ไม่ถูกส่งออกไปและแบนด์วิดท์ของข่ายเชื่อมโยงมีการใช้งานดีขึ้น



อัลกอริทึม Double-EPD กำหนดระดับการยอมรับแพ็กเก็ตเพื่อแบ่งแยกแพ็กเก็ตตามการทำงานของ F-GCRA โดยมีจุดเริ่มเปลี่ยน 2 ระดับคือ จุดเริ่มเปลี่ยนการครอบครองบัฟเฟอร์สูง (High Buffer Occupancy หรือ HBO) และจุดเริ่มเปลี่ยนการครอบครองบัฟเฟอร์ต่ำ (Low Buffer Occupancy หรือ LBO) จุดเริ่มเปลี่ยน HBO กำหนดขีดจำกัดของการยอมรับแพ็กเก็ตที่สมควรได้รับการรับรองบริการ โดยแพ็กเก็ตที่มาถึงสวิตช์จะไม่ถูกยอมรับเข้าบัฟเฟอร์ถ้าการครอบครองบัฟเฟอร์เกินจุดเริ่มเปลี่ยน HBO ถ้าเซลล์แรกของแพ็กเก็ตถูกยอมรับ (Acceptance) ให้เข้าบัฟเฟอร์ เซลล์ลำดับรองลงมาของแพ็กเก็ตนี้จะไม่ถูกทิ้ง นอกจากบัฟเฟอร์ล้นเท่านั้น สำหรับจุดเริ่มเปลี่ยน LBO กำหนดไว้เพื่อขีดจำกัดของการยอมรับแพ็กเก็ตที่ไม่สมควรได้รับการรับรองบริการหรือแพ็กเก็ตที่ถูกทิ้ง ถ้าเซลล์แรกของแพ็กเก็ตที่ไม่สมควรได้รับการรับรองบริการเกินจุดเริ่มเปลี่ยน LBO แพ็กเก็ตนี้ต้องถูกทิ้ง แต่ถ้าการครอบครองบัฟเฟอร์ต่ำกว่าจุดเริ่มเปลี่ยน LBO ทุกแพ็กเก็ต (ทั้งแพ็กเก็ตที่ได้รับการรับรองบริการและไม่ได้การรับรองบริการ) ที่มาถึงจะถูกยอมรับให้เข้ามาในบัฟเฟอร์เพื่อเพิ่มประสิทธิภาพการใช้ประโยชน์ของ บัฟเฟอร์ และเพิ่มค่าวิสัยสามารถให้โครงข่าย แต่ถ้าเซลล์บางเซลล์ในแพ็กเก็ตถูกทิ้ง ปลายทางจะไม่ได้รับแพ็กเก็ตและไม่สามารถสร้างแพ็กเก็ตใหม่ได้ ต้องใช้การส่งใหม่ที่แหล่งกำเนิด ทำให้สิ้นเปลือง แบนด์วิดท์ในการส่งแพ็กเก็ตใหม่ นอกจากนี้ Double-EPD ยังไม่สามารถจัดสรรแบนด์วิดท์ได้ ยุติธรรมเมื่อช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่องมีการแย่งแบนด์วิดท์เพื่อนำมาใช้งาน



รูปที่ 4.1 อัลกอริทึม Double-EPD



$X$  = Total buffer occupancy       $Q_{max}$  = Buffer size

รูปที่ 4.2 แผนภูมิการทำงานของอัลกอริทึม Double-EPD

รูปที่ 4.1 แสดงการทำงานของอัลกอริทึม Double-EPD ที่สวิตช์ ATM ขณะเวลา  $T_1$  แพ็กเกตที่ 1 มาถึงบัฟเฟอร์ โดยความยาวคิวมีค่าต่ำกว่าจุดเริ่มเปลี่ยน  $LBO$  แพ็กเกตที่ 1 จะถูกรับเข้าไปในบัฟเฟอร์ เมื่อแพ็กเกตที่ 2 มาถึงบัฟเฟอร์ขณะเวลา  $T_2$  ความยาวคิวมีค่าสูงกว่าจุดเริ่มเปลี่ยน  $LBO$  และต่ำกว่าจุดเริ่มเปลี่ยน  $HBO$  ถ้าแพ็กเกตที่ 2 นี้มีบิต CLP เป็น 0 เซลล์แรกในแพ็กเกตที่ 2 จะไม่ถูกทิ้ง ฉะนั้นแพ็กเกตที่ 2 นี้จะไม่ถูกทิ้งที่สวิตช์ถึงแม้ว่าความยาวคิวในบัฟเฟอร์จะมากเกินไปกว่าจุดเริ่มเปลี่ยน  $HBO$  ก็ตาม แต่ถ้าแพ็กเกตที่ 2 เป็นแพ็กเกตที่มีบิต CLP เป็น 1 แพ็กเกตนี้จะถูกทิ้ง เพื่อไม่ให้เกิดความไม่ยุติธรรม เมื่อแพ็กเกตที่ 3 มาถึงบัฟเฟอร์ขณะเวลา  $T_3$  แพ็กเกตที่ 3 จะถูกทิ้งเพราะว่าความยาวคิวในบัฟเฟอร์มากเกินไปกว่าจุดเริ่มเปลี่ยน  $HBO$  ดังนั้นทุกครั้งที่มิเซลล์เข้ามาใหม่ที่สวิตช์ สวิตช์จะทำการตรวจสอบดูว่าเซลล์นั้นเป็นเซลล์แรกของแพ็กเกตหรือไม่ ถ้าเซลล์ที่เข้ามาใหม่ไม่ได้เป็นเซลล์แรกของแพ็กเกต สวิตช์ก็จะตรวจสอบดูว่าแพ็กเกตนี้ถูกรับเข้ามาที่สวิตช์ก่อนหน้านี้แล้วหรือยังซึ่งถ้าเคยรับเข้ามาในบัฟเฟอร์แล้วก็จะยอมรับเซลล์ที่เข้ามาใหม่นั้นอีก ถ้าเป็นเซลล์แรกของแพ็กเกต สวิตช์ก็จะดูว่าสภาพ

ขณะนั้นความยาวคิวในบัฟเฟอร์ของสวิตช์มากเกินกว่าระดับจุดเริ่มเปลี่ยน *LBO* หรือ *HBO* แล้วหรือไม่ และเป็นเซลล์ที่ถูกแท็ก (บิต CLP เป็น 1) หรือไม่ ถ้าความยาวคิวยังไม่ถึงระดับจุดเริ่มเปลี่ยน *LBO* ก็จะได้รับเซลล์ที่เข้ามาใหม่นั้นเข้าไปในบัฟเฟอร์ แต่ถ้าความยาวคิวในสวิตช์มากเกินกว่าจุดเริ่มเปลี่ยน *LBO* แล้วสวิตช์ก็จะทำการทิ้งเซลล์ที่บิต CLP เป็น 1 ออกไปและเซลล์อื่นๆ ของแพ็กเกตนี้ที่จะตามมาอีกก็จะถูกทิ้งออกไปด้วย ส่วนเซลล์ที่บิต CLP เป็น 0 ก็จะได้รับเข้ามาจนกว่าความยาวคิวจะเกิน *HBO* เซลล์ที่บิต CLP เป็น 0 จึงถูกทิ้ง แผนภูมิการทำงานของอัลกอริทึม Double-EPD ดังแสดงในรูปที่ 4.2

#### 4.3 อัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting

วิธีการ Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting สามารถปรับปรุงความยุติธรรม โดยการเพิ่มจุดเริ่มเปลี่ยนเพื่อแบ่งส่วนที่ยุติธรรม (Fair Share) ให้ของสัญญาณเสมือนแต่ละช่องและป้องกันช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่องไม่ให้มีการครอบครองเกินระดับส่วนแบ่งที่ยุติธรรมของบัฟเฟอร์ อัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting จะมีระดับของจุดเริ่มเปลี่ยนอยู่ 4 ระดับ ทั้ง 4 ระดับนี้จะเป็นสิ่งที่บ่งบอกว่าสวิตช์จะทำการทิ้งเซลล์ที่เข้ามาหรือไม่ โดยระดับทั้ง 4 นี้คือ ระดับของจุดเริ่มเปลี่ยน *LBO* และ *HBO* ซึ่งระดับจุดเริ่มเปลี่ยนทั้งสองนี้จะเหมือนกับจุดเริ่มเปลี่ยนในอัลกอริทึม Double-EPD นอกจากนั้นยังเพิ่มจุดเริ่มเปลี่ยนที่บอกให้รู้ว่าช่องสัญญาณเสมือน (VC) ใดอยู่ในบัฟเฟอร์ และมีจำนวนเซลล์อยู่เท่าไร เป็นเซลล์ที่มีบิต CLP=0 เท่าไรและเซลล์ที่มีบิต CLP=1 เท่าไรอีกด้วย

เมื่อช่องสัญญาณเสมือนที่  $i$  ( $VC_i$ ) มีแพ็กเกตเข้ามาใหม่ที่สวิตช์ เซลล์ที่มีบิต CLP=1 เซลล์แรกของแพ็กเกตจะถูกทิ้งออกไปจากสวิตช์ก็ต่อเมื่อความยาวคิวรวมในขณะนั้นมากกว่าระดับจุดเริ่มเปลี่ยน *LBO* และความยาวคิวของเซลล์ที่มีบิต CLP=1 ( $Q_{clp1}$ ) ทั้งหมดของ  $VC_i$  นั้นมากกว่าระดับ  $\overline{Th}_{clp1}$  โดยระดับ  $\overline{Th}_{clp1}$  กำหนดให้เป็นอย่างนี้

$$\overline{Th}_{clp1} = K \times Q_{clp1} \times W \quad (4.2)$$

โดยที่ 
$$W = \left[ MCR_i / \sum_{i=1}^N MCR_i \right]$$

เมื่อ  $VC_i$  มีแพ็กเกตเข้ามาใหม่ที่สวิตช์ เซลล์ที่มีบิต CLP=0 เซลล์แรกของแพ็กเกตจะถูกทิ้งออกไปจากสวิตช์ก็ต่อเมื่อ ความยาวคิวรวมในขณะนั้นมากกว่าระดับจุดเริ่มเปลี่ยน *HBO* และความยาวคิวของเซลล์ที่มีบิต CLP=0 ( $Q_{clp0}$ ) ทั้งหมดของ  $VC_i$  นั้นมากกว่าระดับ  $\overline{Th}_{clp0}$  โดยระดับ  $\overline{Th}_{clp0}$  กำหนดให้เป็นอย่างนี้

$$\overline{Th}_{clp0} = K \times Q_{clp0} \times W \quad (4.3)$$

ระดับ  $\overline{Th}_{clp1}$  และ  $\overline{Th}_{clp0}$  คือค่าเฉลี่ยการครอบครองบัฟเฟอร์ของกลุ่มเซลล์ที่มีบิต CLP=1 และกลุ่มเซลล์ที่มีบิต CLP=0 ในช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่องตามลำดับ หรือเรียกว่าระดับ Fair Share เมื่อ

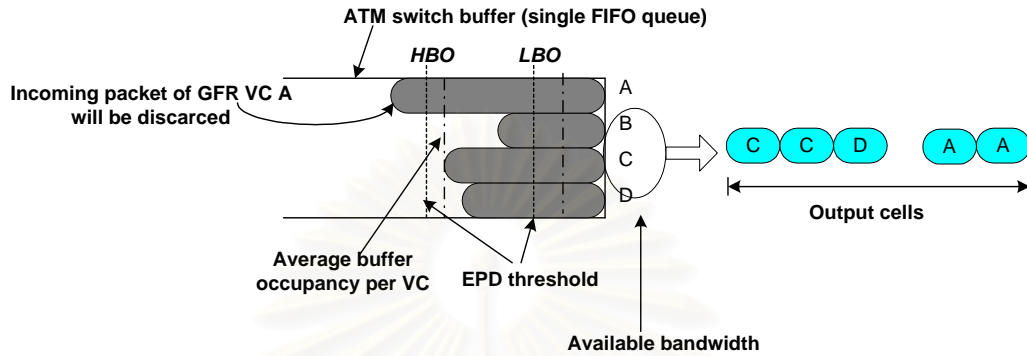
$K = 1$  ค่า  $N$  คือจำนวนช่องสัญญาณเสมือนที่กำลังส่งข้อมูลและมีเซลล์อยู่ในบัพเฟอร์ของสวิตช์ ค่า  $K$  คือพารามิเตอร์ที่ใช้ในการควบคุม โดยทั่วไปจะมีค่าระหว่าง  $1 \leq K \leq 2$  ส่วน  $W$  เป็นค่าถ่วงน้ำหนักขึ้นกับค่า MCR ของช่องสัญญาณเสมือนนั้นๆ

แพ็กเก็ตที่เข้ามาใหม่ที่สวิตช์จะไม่ถูกทิ้งออกไปเมื่อเซลล์แรกของแพ็กเก็ตเข้ามาที่สวิตช์แล้ว ขณะนั้นความยาวคิวต่ำกว่าระดับจุดเริ่มเปลี่ยน LBO หรือจำนวนเซลล์ของช่องสัญญาณเสมือนนั้นน้อยกว่าระดับ Fair Share (เซลล์ที่มีบิต  $CLP=1$  พิจารณาจุดเริ่มเปลี่ยน  $\overline{Th}_{clp1}$  และเซลล์ที่มีบิต  $CLP=0$  พิจารณาจุดเริ่มเปลี่ยน  $\overline{Th}_{clp0}$ ) ถ้าเซลล์แรกของแพ็กเก็ตไม่ถูกทิ้งออกไปจากสวิตช์แล้วเซลล์อื่นๆ ของแพ็กเก็ตนี้ก็จะสามารถเข้าไปในสวิตช์ได้โดยไม่ถูกทิ้งเหมือนกันถึงแม้ว่าความยาวคิวในบัพเฟอร์มากเกินกว่าระดับจุดเริ่มเปลี่ยน LBO หรือ HBO แล้วก็ตาม ดังนั้นการตั้งค่าของจุดเริ่มเปลี่ยนจะต้องตั้งให้เหมาะสมเหมือนกับอัลกอริทึม Double-EPD ไม่เช่นนั้นจะเกิดปัญหาแพ็กเก็ตไม่สมบูรณ์ขึ้นในโครงข่าย แต่ถ้าเซลล์แรกของแพ็กเก็ตถูกทิ้งเซลล์อื่นๆของแพ็กเก็ตนี้ก็จะถูกทิ้งออกไปด้วยถึงแม้ว่ามีที่ว่างในบัพเฟอร์ของสวิตช์ก็ตาม อัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting เป็นอัลกอริทึมที่ปรับปรุงขึ้นจากอัลกอริทึม Double-EPD ฉะนั้นโดยหลักการส่วนใหญ่แล้วจะคล้ายคลึงกับอัลกอริทึม Double-EPD แต่จะมีระดับ Fair Share เพิ่มขึ้นมาเพื่อช่วยแก้ปัญหาความไม่ยุติธรรม

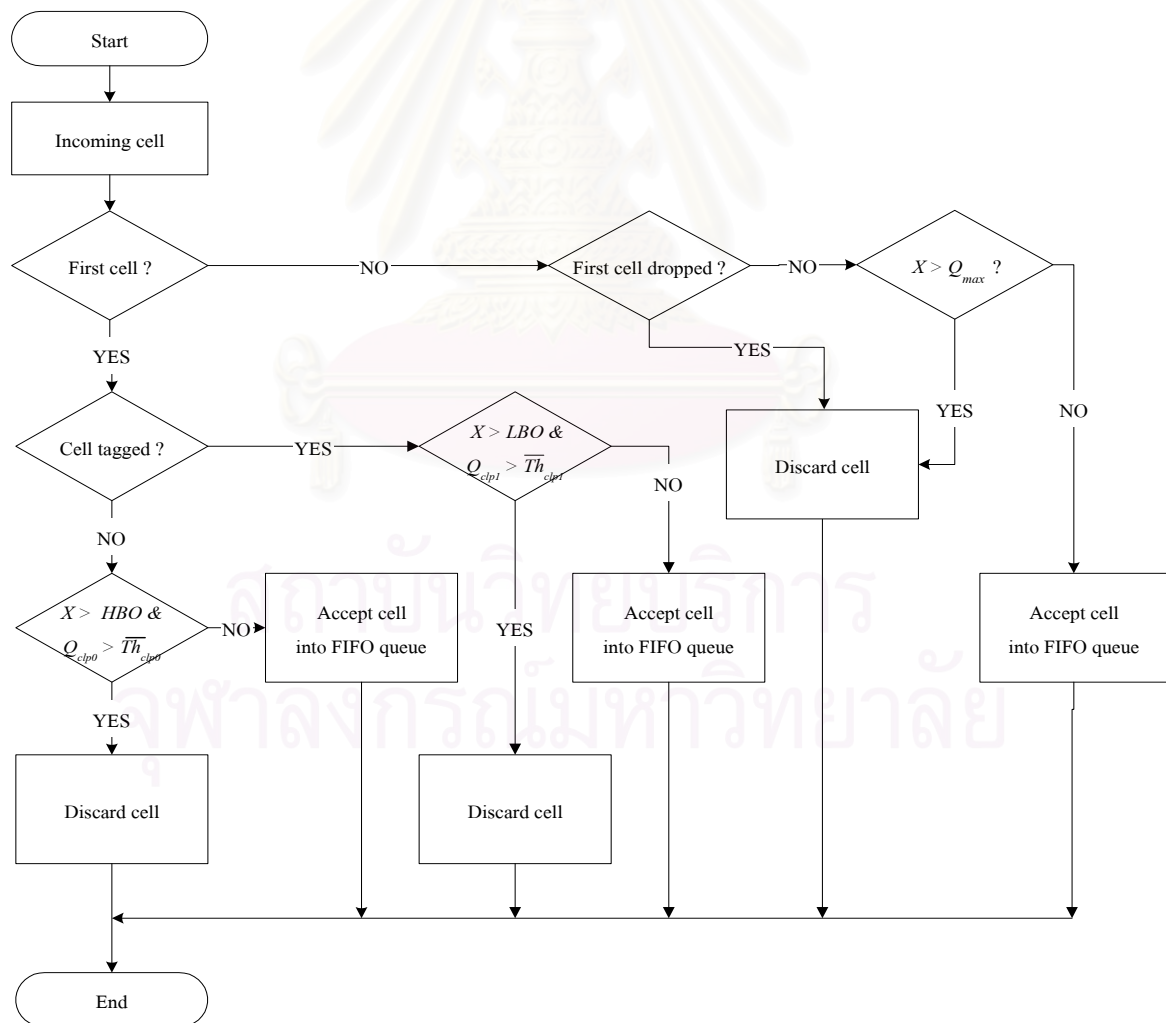
รูปที่ 4.3 แสดงการทำงานของอัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting ถ้าช่องสัญญาณเสมือน A (GFR VC A) มีแพ็กเก็ตเข้ามา แพ็กเก็ตจะถูกทิ้งเมื่อช่องสัญญาณเสมือน A ครอบครองบัพเฟอร์มากกว่าส่วนแบ่งที่ยุติธรรม และการครอบครองบัพเฟอร์ทั้งหมดเกินจุดเริ่มเปลี่ยน EPD โดย AAL5-PDUs  $CLP=1$  ถูกทิ้งเมื่อการครอบครองบัพเฟอร์ทั้งหมดเกิน LBO และ AAL5-PDUs  $CLP=1$  ของ GFR VC นั้นๆ เกินจำนวน AAL5-PDUs  $CLP=1$  ทั้งหมดในบัพเฟอร์ที่ถ่วงน้ำหนักตาม MCR ส่วน AAL5-PDUs  $CLP=0$  ถูกทิ้งเมื่อการครอบครองบัพเฟอร์ทั้งหมดเกิน HBO และ AAL5-PDUs  $CLP=0$  ของ GFR VC นั้นๆ เกินจำนวน AAL5-PDUs  $CLP=0$  ทั้งหมดใน บัพเฟอร์ที่ถ่วงน้ำหนักตาม MCR ทำให้ต้องส่งแพ็กเก็ตใหม่จากกลไก TCP และช่องสัญญาณเสมือน A ที่เข้ามาใหม่จะส่งซ้ำลง เป็นผลให้เซลล์ถูกรีอบในเวลาถัดมา และเป็นไปได้ว่าช่องสัญญาณเสมือน A จะมีจำนวนเซลล์น้อย ที่สุดในบัพเฟอร์ของสวิตช์และมีโอกาสน้อยที่สุดที่จะถูกทิ้ง หมายความว่าช่องสัญญาณเสมือนที่มีการครอบครองบัพเฟอร์มากเกินไปอาจถูกรีอบเซลล์ และทำให้แพ็กเก็ตอื่นจากช่องสัญญาณเสมือนเดียวกันถูกรีอบตลอดเวลา

อัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting เพียงทำการรักษาระดับยุติธรรมจากการจัดการบัพเฟอร์ไว้ เมื่อเซลล์ถูกทิ้งระดับของวิสัยสามารถที่ยอมรับของช่องสัญญาณเสมือนทั้งหมดพิจารณาจากวิสัยสามารถในคาบการส่ง นอกจากนั้นที่ทางออกของสวิตช์จะต้องพิจารณาถึงอัตราการออกของเซลล์ ซึ่งควรมีความยุติธรรมระหว่างการแข่งขันของช่องสัญญาณเสมือนทั้งหมด การจัดการ

บัพเฟอร์แบบ per VC Accounting จะมีความยุ่งยากในการควบคุมการครอบครองบัพเฟอร์ในช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่องถ้ามีแพ็กเก็ตที่ไม่ปฏิบัติตามกฎแล้วไม่ถูกดริอปเนื่องจากการตรวจวัดที่ทางเข้าโครงข่ายผิดพลาด รูปที่ 4.4 แสดงแผนภูมิการทำงานของอัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting



รูปที่ 4.3 อัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting



รูปที่ 4.4 แผนภูมิการทำงานของอัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting

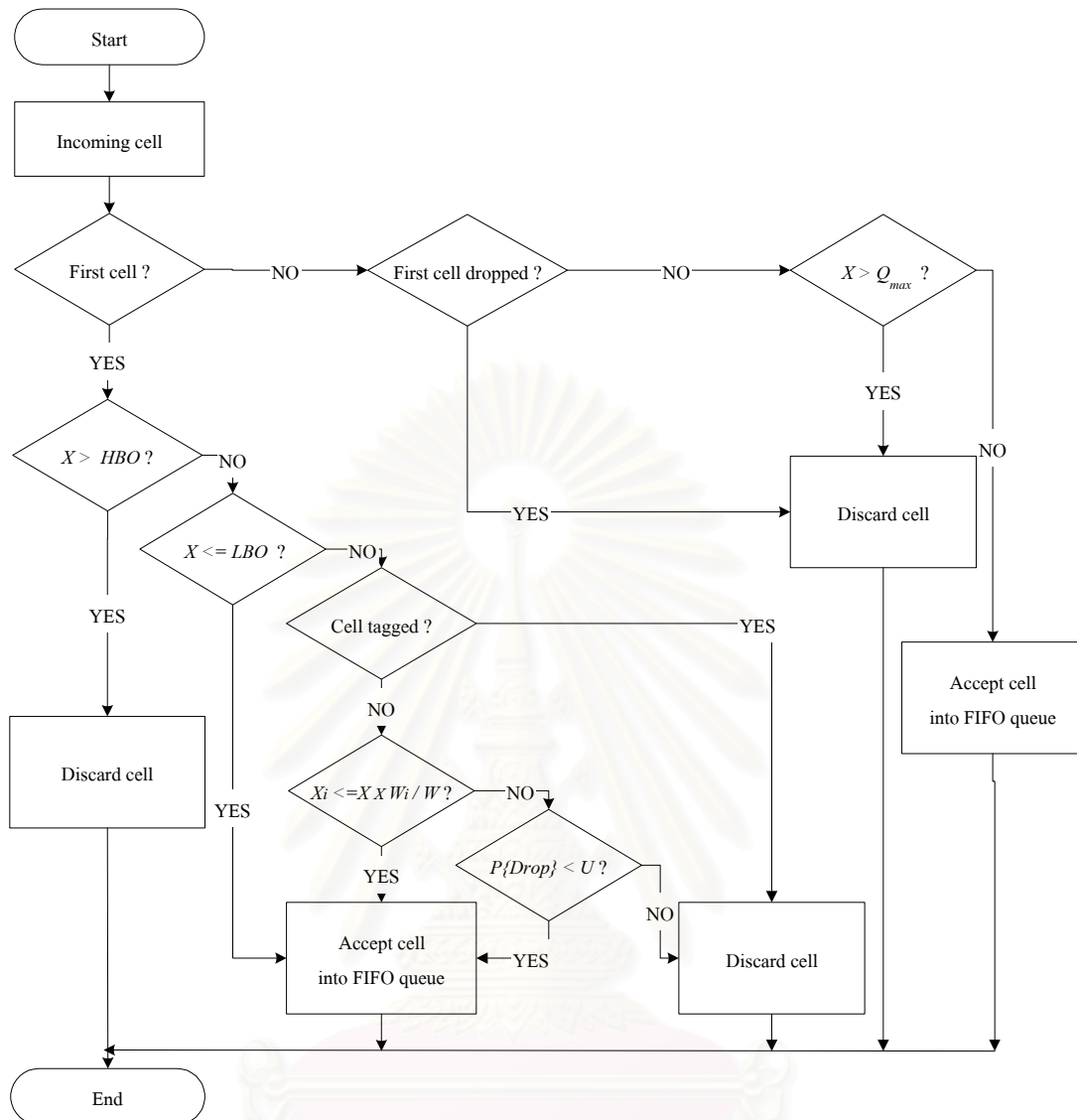
#### 4.4 อัลกอริทึม DFBA (Differential Fair Buffer Allocation)

การทำงานของอัลกอริทึม DFBA เป็นกลไกการจัดการบัฟเฟอร์โดยใช้เทคนิค per VC Accounting และใช้จุดเริ่มเปลี่ยนควบคุมการส่งข้อมูลของ TCP ซึ่งอัลกอริทึม DFBA พิจารณาจำนวนเซลล์ในช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่อง เมื่อช่องสัญญาณเสมือนนั้นๆ มีเซลล์ในบัฟเฟอร์อย่างน้อย 1 เซลล์ แล้วควบคุมความยาวคิวเฉลี่ยโดยใช้ความน่าจะเป็นในการดรอปข้อมูล (Probabilistic Drop) จุดเริ่มเปลี่ยนที่ใช้ในอัลกอริทึม DFBA ประกอบด้วย จุดเริ่มเปลี่ยน LBO และ HBO ซึ่งมีหลักการทำงานเหมือนกับอัลกอริทึม Double-EPD นอกจากนั้นยังใช้จุดเริ่มเปลี่ยนแบบพลวัตเพื่อจัดสรร แบนด์วิดท์ในโครงข่ายให้ช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่องมีความยุติธรรม จุดเริ่มเปลี่ยนแบบพลวัตนี้ออกแบบโดยพิจารณาจากสองฟังก์ชันคือ ประสิทธิภาพและความยุติธรรม ส่วนการจัดคิวออกจากสวิตช์เป็นแบบ FIFO

รูปที่ 4.5 แสดงแผนภูมิการทำงานของอัลกอริทึม DFBA โดยพิจารณาคิวของบริการ GFR ที่มี การแบ่งคิวทั้งหมด  $N$  ช่องสัญญาณเสมือน ช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่องมีการถ่วงน้ำหนักการ ครอบครองคิวไม่เท่ากัน ขึ้นกับค่า MCR ที่โครงข่ายจัดสรรให้ ถ้า  $X_i$  เป็นจำนวนเซลล์ทั้งหมดใน บัฟเฟอร์ที่ช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่องครอบครองได้ และ  $X$  เป็นจำนวนเซลล์ทั้งหมดในบัฟเฟอร์ เมื่อการครอบครองบัฟเฟอร์ทั้งหมดต่ำกว่า LBO แพ็กเก็ตที่มาถึงจะสามารถครอบครองบัฟเฟอร์ได้ ถ้า ครอบครอง บัฟเฟอร์อยู่ระหว่าง LBO และ HBO แพ็กเก็ตที่มีบิต CLP=1 จะถูกทิ้ง และบัฟเฟอร์จะ ยอมรับแพ็กเก็ตบิต CLP=0 ด้วยการประมาณ Fair Share จาก  $X \times W_i / W$  ถ้า  $X_i$  น้อยกว่า  $X \times W_i / W$  แสดงว่าช่องสัญญาณเสมือนนั้นได้รับความยุติธรรมต่ำ บัฟเฟอร์จะยอมรับแพ็กเก็ตนั้น แต่ถ้า  $X_i$  มากกว่า  $X \times W_i / W$  แพ็กเก็ตที่มี CLP=0 จะถูกทิ้งตามความน่าจะเป็น

$$P\{Drop\} = Z_i \left( \alpha \frac{X_i - X \times W_i / W}{X \times (1 - W_i / W)} + (1 - \alpha) \frac{X - LBO}{HBO - LBO} \right) \quad (4.4)$$

เมื่อ  $W$  เป็นผลรวมของค่าถ่วงน้ำหนักของช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่อง ( $W_i$ ) ที่มีการใช้งาน บัฟเฟอร์ ส่วนค่า  $Z_i$  กำหนดให้เป็น 1 ถือว่ามีความน่าจะเป็นในการดรอปของแพ็กเก็ตสูงสุด



$U$  = ค่าการสุ่ม (random) อยู่ในช่วง 0 ถึง 1

รูปที่ 4.5 แผนภูมิการทำงานของอัลกอริทึม DFBA

#### 4.5 ปัญหาที่พบในการบริการ GFR

ปัญหาที่พบในการจัดการทราฟฟิกในบริการ GFR ในโครงข่าย ATM สามารถที่จะวิเคราะห์ได้ 2 แห่งคือ

1. อัลกอริทึมในสวิตช์ (Network Policies) หรือความฉลาดของโครงข่าย ในโครงข่ายสามารถสร้างกลไกได้หลายแบบ เพื่อให้จะทำให้มีการใช้ทรัพยากรของโครงข่ายอย่างมีประสิทธิภาพ มีความยุติธรรมในการส่งข้อมูล และมีวิสัยสามารถสูงสุด สำหรับการบริการ GFR ในโครงข่าย ATM การเพิ่มวิธีการทั้งเซลล์ที่มีประสิทธิภาพสามารถปรับปรุงสมรรถนะการทำงานของโครงข่ายได้ โดยอัลกอริทึม

Double-EPD เป็นอัลกอริทึมหนึ่งที่ถูกนำมาใช้งาน ส่วนอัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting เป็นอัลกอริทึมหนึ่งที่สามารถปรับปรุงความยุติธรรมในการส่งข้อมูล

2. กลไกที่ใช้กับระบบที่ต้นทางและปลายทาง (End System Policies) หรือความฉลาดของระบบปลายทาง ในระบบปลายทาง (ต้นทางและปลายทาง) สามารถใช้โพรโทคอลในชั้น Transport มาเป็นตัวควบคุมและหลีกเลี่ยงความคับคั่งเพื่อให้โครงข่ายมีประสิทธิภาพ และป้องกันไม่ให้เกิดความคับคั่ง มีหลายโพรโทคอลในชั้น Transport ที่ถูกเสนอและสร้างขึ้นมาแต่ที่นิยมใช้มากที่สุดคือ TCP โดยโพรโทคอล TCP มีกลไก Slow Start, Congestion Avoidance, Fast Retransmit, Fast Recovery และ Selective Acknowledgement เป็นกลไกที่ใช้สำหรับการควบคุมและหลีกเลี่ยงความคับคั่งตลอดจนการกู้ข้อมูลที่สูญหายกลับคืนมา ซึ่งเป็นผลทำให้โครงข่ายมีประสิทธิภาพมากยิ่งขึ้น

ทั้งอัลกอริทึมที่สวิตช์และกลไกที่ระบบปลายทางจะมีผลกระทบกับค่า Delay-Bandwidth Product ของโครงข่าย ซึ่งจากผลกระทบอันนี้ อัลกอริทึมที่สวิตช์และกลไกที่ระบบปลายทางจะต้องสอดคล้องกัน ในวิทยานิพนธ์นี้จะมุ่งเน้นที่กลไกของระบบปลายทางที่เป็น Selective Acknowledgement เป็นหลัก แต่วิธีการที่จะทำให้โครงข่ายมีประสิทธิภาพจะขึ้นอยู่กับวิธีการที่เซิร์ฟเวอร์ที่สวิตช์ด้วย ฉะนั้นวิทยานิพนธ์นี้จึงได้มุ่งที่จะเสนออัลกอริทึมที่สวิตช์เพื่อทำให้โครงข่ายมีประสิทธิภาพ

วิทยานิพนธ์นี้ศึกษาถึงสมรรถนะของ TCP บนการบริการ GFR ในโครงข่าย ATM เพื่อรับประกันอัตราการส่งข้อมูลให้กับผู้ใช้บริการ สำหรับการบริการ GFR ได้มีการใช้บัฟเฟอร์ที่สวิตช์เป็นแบบ FIFO เป็นหลัก ฉะนั้นที่สวิตช์จึงมีการทิ้งเซลล์ทางท้ายของแพ็กเก็ตเมื่อบัฟเฟอร์เต็ม ทำให้เกิดแพ็กเก็ตที่ไม่สมบูรณ์ในโครงข่าย และ TCP จำเป็นต้องส่งแพ็กเก็ตนั้นใหม่ จึงเป็นสาเหตุให้กลไก TCP ลดขนาด Window ในการส่งข้อมูลลงทันที สมรรถนะของ TCP บนบริการ GFR จึงไม่ดี ซึ่งจะทำให้ประสิทธิภาพของโครงข่ายลดลง

อัลกอริทึม Double-EPD เป็นอัลกอริทึมหนึ่งที่มีการใช้อย่างกว้างขวางโดยมีพื้นฐานการทิ้งเซลล์ทั้งแพ็กเก็ต ซึ่งอัลกอริทึม Double-EPD สามารถเพิ่มวิสัยความสามารถของ TCP บนบริการแบบ GFR ในโครงข่าย ATM ได้ แต่อัลกอริทึม Double-EPD ยังไม่สามารถปรับปรุงความยุติธรรมในการส่งข้อมูลของแต่ละแหล่งกำเนิดที่มีการแข่งขันกันได้ ฉะนั้นในวิทยานิพนธ์นี้ได้เสนออัลกอริทึม BADT ที่ใช้เทคนิคจุดเริ่มเปลี่ยนแบบพลวัตเพื่อทำการปรับปรุงวิสัยความสามารถและความยุติธรรมในการส่งข้อมูล

สำหรับอัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting และอัลกอริทึม DFBA สามารถปรับปรุงสมรรถนะของ TCP ทำให้มีความยุติธรรมในการส่งข้อมูลมากขึ้น แต่วิธีนี้ไม่สามารถรับรองแบนด์วิดท์ต่ำที่สุดตามอัตราส่งต่ำที่สุดให้ของสัญญาณเสมือนได้ และอัลกอริทึม DFBA ไม่



สามารถสนับสนุนขนาดเบิรสต์ได้ เนื่องจากข้อมูลมีความน่าจะเป็นในการสูญหายสูงแม้มีขนาดเบิรสต์น้อยกว่า MBS ดังนั้นวิทยานิพนธ์นี้จึงได้เสนออัลกอริทึมใหม่ ซึ่งอัลกอริทึมนี้มีการปรับปรุงสมรรถนะของ TCP ทั้งวิสัยสามารถและความยุติธรรมบนบริการ GFR และสามารถเพิ่มประสิทธิภาพของการบริการ GFR ได้ โดยทำการรับรองอัตราบริการต่ำที่สุด (Minimum Rate) ให้ช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่องในบัฟเฟอร์ และพิจารณาการครอบครองบัฟเฟอร์จริง (Actual Buffer Occupancy) ของช่องสัญญาณเสมือนตามการใช้งานของบัฟเฟอร์ ถ้าช่องสัญญาณเสมือนใดไม่ถูกใช้งาน ช่องสัญญาณเสมือนนั้นควรถูกแบ่งแบนด์วิดท์ให้กับช่องสัญญาณเสมือนที่ต้องการส่งข้อมูลสูงเกินระดับส่วนแบ่งที่ยุติธรรม ส่วนรายละเอียดของอัลกอริทึมนี้จะเสนอในหัวข้อต่อไป

#### 4.6 อัลกอริทึม BADT (อัลกอริทึมที่นำเสนอ)

วิทยานิพนธ์นี้เสนอการจัดสรรบัฟเฟอร์โดยใช้กลไกการจัดการบัฟเฟอร์แบบ Double-EPD ร่วมกับ per VC Accounting ซึ่งจะพิจารณาจากพื้นฐานการแท็กของ F-GCRA (Frame-based Generic Cell Rate) และใช้จุดเริ่มเปลี่ยนแบบพลวัตเพื่อเพิ่มวิสัยสามารถให้โครงข่าย เรียกว่า อัลกอริทึม BADT (Bandwidth Allocation with Dynamic Threshold) ซึ่งในระหว่างที่มีการสร้างการต่อเข้ากับโครงข่าย บางครั้งแหล่งกำเนิดที่ต่อเข้ามาอาจจะมีช่วงเวลาที่ไม่ทำการส่งข้อมูลหรือบางแหล่งกำเนิดอาจจะส่ง ข้อมูลน้อยกว่าจำนวนแบนด์วิดท์ที่โครงข่ายจัดสรรให้ ทั้งสองกรณีนี้ที่กล่าวมาแล้วนั้นทำให้มีการใช้แบนด์วิดท์ไม่เต็มประสิทธิภาพ จุดเริ่มเปลี่ยนแบบพลวัตถูกสร้างขึ้นมาเพื่อต้องการนำแบนด์วิดท์ที่เหลือจากแหล่งกำเนิดที่ไม่ส่งข้อมูลหรือส่งข้อมูลน้อยกว่าจำนวนแบนด์วิดท์ที่จัดสรร แบ่งไปให้แก่แหล่งกำเนิดที่ต้องการส่งข้อมูลมากกว่าระดับ Fair Share โดยแหล่งกำเนิดที่ส่งข้อมูลมากกว่าระดับ Fair Share เท่านั้นที่จะถูกนำมาตรวจสอบว่ามีการส่งข้อมูลมากกว่าระดับจุดเริ่มเปลี่ยนแบบพลวัตที่สร้างขึ้นใหม่หรือไม่ ถ้าแหล่งกำเนิดนั้นส่งข้อมูลมากกว่าแสดงว่าแหล่งกำเนิดนั้นมีการใช้แบนด์วิดท์มากเกินไปซึ่งเป็นสาเหตุให้โครงข่ายเกิดความคับคั่ง ฉะนั้นจึงต้องทิ้งเซลล์ของแหล่งกำเนิดที่มีการใช้ แบนด์วิดท์มากออกไปบ้างเพื่อลดภาระ (Load) ให้กับโครงข่าย การจะหาว่าจุดเริ่มเปลี่ยนแบบพลวัตจะต้องมีค่าเป็นเท่าไรนั้นขึ้นอยู่กับจำนวนข้อมูลที่แหล่งกำเนิดต้องการส่ง อัลกอริทึม BADT ที่ใช้เทคนิคจุดเริ่มเปลี่ยนแบบพลวัตที่ได้เสนอขึ้นมาจะมีการทิ้งแพ็กเก็ตจากช่องสัญญาณเสมือนที่มีการใช้ แบนด์วิดท์สูงออกไปก่อน

อัลกอริทึม BADT พิจารณาบัฟเฟอร์ขนาด  $Q_{max}$  ซึ่งมีจุดเริ่มเปลี่ยน 4 ระดับคือ จุดเริ่มเปลี่ยน  $HBO$ , จุดเริ่มเปลี่ยน  $LBO_i$ , จุดเริ่มเปลี่ยน  $T_i$  ( $i$  หมายถึงการพิจารณาในช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่อง) เป็นจุดเริ่มเปลี่ยน Fair Share เพื่อแบ่งแบนด์วิดท์ที่ยุติธรรมตามการเข้ามาของทราฟฟิก และ

จุดเริ่มเปลี่ยน  $TH_i$  ซึ่งเป็นจุดเริ่มเปลี่ยนแบบพลวัตเพื่อใช้แบ่งแบนด์วิดท์ของข่ายเชื่อมโยงอย่างยุติธรรมจากแบนด์วิดท์ของข่ายเชื่อมโยงที่ไม่ได้ใช้งาน

เงื่อนไขการทำงานของจุดเริ่มเปลี่ยน  $HBO$  และจุดเริ่มเปลี่ยน  $LBO$  จะเหมือนในกลไก Double-EPD สวิตช์ที่มีการใช้งานมากทำให้บัฟเฟอร์มีความยาวคิวมากกว่าระดับจุดเริ่มเปลี่ยน  $HBO$  แสดงว่าโครงข่ายเกิดความคับคั่ง สวิตช์จะทำการทิ้งเซลล์ของช่องสัญญาณเสมือนนั้นทุก ๆ เซลล์ที่ตามมาในแพ็กเก็ตนั้นถึงแม้ว่าความยาวคิวจะลดลงต่ำกว่าระดับจุดเริ่มเปลี่ยน  $HBO$  เมื่อความยาวคิวลดลงต่ำกว่าระดับจุดเริ่มเปลี่ยน  $LBO$  ซึ่งแสดงว่าโครงข่ายไม่เกิดความคับคั่งและมีภาระต่ำ แพ็กเก็ตที่เข้ามาใหม่จะสามารถเข้าไปในบัฟเฟอร์ของสวิตช์ได้ทันทีเพื่อเพิ่มวิสัยสามารถให้กับโครงข่าย แต่ในบริการ GFR ซึ่งมีการรับประกันอัตราการบริการต่ำที่สุดให้ช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่องแตกต่างกัน ในช่องสัญญาณเสมือนบางช่องที่มีค่า  $MCR$  ต่ำ เป็นผลให้แพ็กเก็ตในช่องสัญญาณเสมือนนั้นถูกแท็กจากอัลกอริทึม F-GCRA จำนวนมาก ถ้าทุกแหล่งกำเนิดมีอัตราส่งข้อมูลใกล้เคียงกัน แพ็กเก็ตที่ถูกแท็กนี้มีโอกาสครอบครองบัฟเฟอร์ได้สูงกว่าแพ็กเก็ตในช่องสัญญาณเสมือนที่มีค่า  $MCR$  สูง ทำให้เกิดความไม่ยุติธรรม ดังนั้นควรพิจารณากำหนดจุดเริ่มเปลี่ยน  $LBO$  เพื่อจำกัดระดับการยอมรับแพ็กเก็ตที่ไม่สมควรได้รับการรับรองบริการที่แตกต่างกัน ตามการรับรองการบริการด้วยอัตราเซลล์ต่ำที่สุด ( $MCR$ ) โดยช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่องควรมีจุดเริ่มเปลี่ยนเป็น  $LBO_i$  เนื่องจากที่ระดับการครอบครองบัฟเฟอร์ ( $X$ ) ต่ำ ระบบจะมีความคับคั่งต่ำ จึงควรเพิ่มวิสัยสามารถตามอัตราเซลล์ต่ำที่สุดให้กับโครงข่าย แต่จุดเริ่มเปลี่ยน  $HBO$  ควรมีค่าคงที่เพื่อควบคุมขีดจำกัดบนของความคับคั่ง ทำให้แบนด์วิดท์ของข่ายเชื่อมโยงมีการใช้ประโยชน์ (Utilization) ดีขึ้น โดยจุดเริ่มเปลี่ยน  $LBO_i$  พิจารณาค่าถ่วงน้ำหนัก (Weight) จากอัตราเซลล์ต่ำที่สุดของช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่อง เพื่อรับรองแบนด์วิดท์ต่ำที่สุดให้ช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่องดังสมการที่ (4.5) เมื่อ  $N$  เป็นจำนวนแหล่งกำเนิดหรือจำนวนช่องสัญญาณเสมือนที่มีเซลล์ในบัฟเฟอร์ และ  $i$  เป็นหมายเลขช่องสัญญาณเสมือน

$$LBO_i = LBO \times \left[ \frac{MCR_i}{\sum_{i=1}^N MCR_i} \right] \quad (4.5)$$

โดยที่  $MCR_i / \sum_{i=1}^N MCR_i$  เป็นค่าถ่วงน้ำหนัก

ถ้าความยาวคิวอยู่ระหว่างระดับจุดเริ่มเปลี่ยน  $HBO$  และจุดเริ่มเปลี่ยน  $LBO$  แสดงว่าขณะนี้โครงข่ายเริ่มเกิดความคับคั่ง ฉะนั้นสวิตช์จะต้องทำการเลือกแพ็กเก็ตที่จำเป็นเท่านั้นเข้าบัฟเฟอร์เพื่อเป็นการชะลอการเกิดความคับคั่ง โดยสวิตช์จะเลือกแพ็กเก็ตของช่องสัญญาณเสมือนที่มีเซลล์อยู่ในบัฟเฟอร์น้อยกว่าหรือเท่ากับระดับ Fair Share ( $T_i$ ) เพื่อจะทำให้ช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่องมีความยุติธรรมในการครอบครองการใช้งานบัฟเฟอร์ โดยระดับ Fair Share คำนวณหาได้ดังนี้

พิจารณาบริการ GFR ที่มีบัพเฟอร์ขนาด  $Q_{max}$  และมีความจุสูงสุดของข่ายเชื่อมโยง (PCR) เป็น  $W$  ต้องการอัตราการบริการ  $R_i$  และมีแบนด์วิดท์เฉลี่ยของทราฟฟิก GFR เป็น  $C_{GFR}$  ดังนั้นผู้ใช้จะได้รับอัตราการบริการ  $R_i$  ถ้าช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่องมีการครอบครองบัพเฟอร์เฉลี่ยเป็น  $X_i$  เซลล์ ดังนี้ [14]

$$X_i = \frac{R_i}{C_{GFR}} \times \sum_{i=1}^N X_i \quad (4.6)$$

จากสมการที่ (4.6) การควบคุมการครอบครองบัพเฟอร์เฉลี่ย  $X_i$  สามารถควบคุมอัตราการบริการต่ำที่สุดได้ ( $MCR_i = R_i$ ) และระดับ  $X_i$  ซึ่งถือเป็นระดับ Fair Share ( $T_i$ ) คำนวณได้ดังนี้

$$T_i = \frac{MCR_i}{C_{GFR}} \times Q_{max} \quad (4.7)$$

แต่ในบางกรณี ช่องสัญญาณเสมือนที่  $i$  ( $VC_i$ ) อาจต้องการอัตราการบริการสูงกว่าอัตราการบริการต่ำสุดที่โครงข่ายรับประกันไว้ ( $R_i \geq C_{GFR} \times [X_i / Q_{max}]$ ) เนื่องจากมีแบนด์วิดท์เหลือในโครงข่าย และโดยปกติผลรวมของอัตราบริการต่ำสุดมีค่าต่ำกว่าความจุสูงสุดของข่ายเชื่อมโยง ( $C_{GFR} < W$ ) จึงทำให้ระดับ  $T_i$  ที่จัดสรรให้ดังแสดงในสมการที่ (4.7) ไม่สามารถควบคุมให้การส่งข้อมูลมีความยุติธรรมเพียงพอ ดังนั้นระดับ Fair Share จึงควรเป็นผลรวมของส่วนแบ่งที่ยุติธรรมจากอัตราการบริการต่ำสุดที่รับประกันกับส่วนแบ่งที่ยุติธรรมจากแบนด์วิดท์ที่เหลือจากการรับประกัน ดังแสดงในสมการที่ (4.8)

$$T_i = \frac{MCR_i}{W} \times Q_{max} + \frac{\left( \frac{MCR_i}{\sum_{i=1}^N MCR} \right) \times \left( C_{GFR} - \sum_{i=1}^N MCR_i \right)}{W} \times Q_{max} \quad (4.8)$$

จากสมการที่ (4.8) ควรพิจารณาระดับ Fair Share ให้มีความยาวคิวในบัพเฟอร์ของสวิตช์ใกล้เคียงกับระดับ HBO เพื่อป้องกันการเกิดแพ็กเก็ตไม่สมบูรณ์ขึ้นในโครงข่าย) จัดรูปแบบสมการที่ (4.8) ใหม่ได้ดังนี้

$$T_i = \frac{MCR_i + \left( C_{GFR} - \sum_{i=1}^N MCR_i \right) \times \left( \frac{MCR_i}{\sum_{i=1}^N MCR_i} \right)}{W} \times HBO \quad (4.9)$$

จุดเริ่มเปลี่ยน  $T_i$  ใช้แบ่งการครอบครองบัพเฟอร์เพื่อให้เกิดความยุติธรรมในช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่องตามการถ่วงน้ำหนักของอัตราเซลล์ต่ำสุด (MCR) ในกรณีที่ช่องสัญญาณเสมือนบางช่องต้องการส่งข้อมูลหรือใช้แบนด์วิดท์ในโครงข่ายมากกว่าระดับ Fair Share โดยขณะนั้นโครงข่ายยังไม่เกิดความคับคั่ง และช่องสัญญาณเสมือนบางช่องอาจจะว่างไม่ส่งข้อมูลหรือส่งข้อมูลต่ำกว่าระดับ Fair Share ทำให้มีแบนด์วิดท์เหลืออยู่ ด้วยเหตุนี้จึงนำจุดเริ่มเปลี่ยนแบบพลวัต ( $TH_i$ ) มาใช้ เพื่อนำแบนด์วิดท์ที่เหลือเหล่านั้นมาแบ่งให้กับช่องสัญญาณเสมือนที่ต้องการใช้แบนด์วิดท์มากกว่าที่โครงข่ายจัดสรรให้ โดยจุดเริ่มเปลี่ยน  $TH_i$  คำนวณได้จากผลคูณระหว่างความยาวคิวในบัพเฟอร์ของ

แหล่งกำเนิดที่มีการใช้แบนด์วิดท์มากกว่าระดับ Fair Share กับค่าถ่วงน้ำหนัก การคำนวณหาความยาวคิวของแหล่งกำเนิดที่ต้องการใช้แบนด์วิดท์มากกว่าระดับ Fair Share พิจารณาจาก [15]

$$Q_{Total} = \sum_{i=1}^N Q_i \quad (4.10)$$

ค่า  $Q_{total}$  คือความยาวคิวทั้งหมดของบัฟเฟอร์ในสวิตช์ และ  $Q_i$  คือความยาวคิวของแหล่งกำเนิดแต่ละแหล่งหรือแต่ละ VC จากสมการที่ (4.10) จะสังเกตเห็นว่าใน  $\sum_{i=1}^N Q_i$  สามารถที่จะแบ่งออกเป็น 2 พจน์ คือ พจน์ที่แหล่งกำเนิดส่งข้อมูลมากกว่าระดับ Fair Share และพจน์ที่แหล่งกำเนิดส่งข้อมูลน้อยกว่าหรือเท่ากับระดับ Fair Share ดังแสดงในสมการที่ (4.11)

$$Q_{Total} = \sum_{Q_i > T_i} Q_i + \sum_{Q_i \leq T_i} Q_i \quad (4.11)$$

พจน์  $Q_i > T_i$  คือแหล่งกำเนิดที่มีการใช้แบนด์วิดท์มากกว่าระดับ Fair Share ( $T_i$ ) และพจน์  $Q_i \leq T_i$  คือแหล่งกำเนิดที่ไม่มีการส่งข้อมูลหรือมีการใช้แบนด์วิดท์น้อยกว่าหรือเท่ากับระดับ  $T_i$  สมการที่ (4.11) สามารถจัดใหม่ได้ดังนี้

$$\sum_{Q_i > T_i} Q_i = Q_{Total} - \sum_{Q_i \leq T_i} Q_i \quad (4.12)$$

สมการที่ (4.12) แสดงความยาวคิวทั้งหมดในบัฟเฟอร์ของแหล่งกำเนิดที่มีการใช้แบนด์วิดท์มากกว่าระดับ  $T_i$  และสมมติให้  $MCR_{Q_i > T_i}$  แสดงถึงอัตราการรับประกันเซลล์ต่ำที่สุดของแหล่งกำเนิดหรือจำนวนการต่อที่มีการใช้แบนด์วิดท์มากกว่าระดับ  $T_i$  จุดเริ่มเปลี่ยน  $TH_i$  สามารถเขียนใหม่ได้ดังสมการที่ (4.13)

$$TH_i = \left( MCR_{Q_i > T_i} / \sum_{Q_i > T_i} MCR_i \right) \times \sum_{Q_i > T_i} Q_i \quad (4.13)$$

นำสมการที่ (4.12) แทนในสมการที่ (4.13) ซึ่งในทางปฏิบัติจะพบว่าความยาวคิวทั้งหมดในบัฟเฟอร์ที่สวิตช์จะมีค่าใกล้เคียงระดับจุดเริ่มเปลี่ยน  $HBO$  ดังนั้นระดับของจุดเริ่มเปลี่ยน  $TH_i$  เขียนใหม่ได้ดังนี้

$$TH_i = \left( MCR_{Q_i > T_i} / \sum_{Q_i > T_i} MCR_i \right) \times \left( HBO - \sum_{Q_i \leq T_i} Q_i \right) \quad (4.14)$$

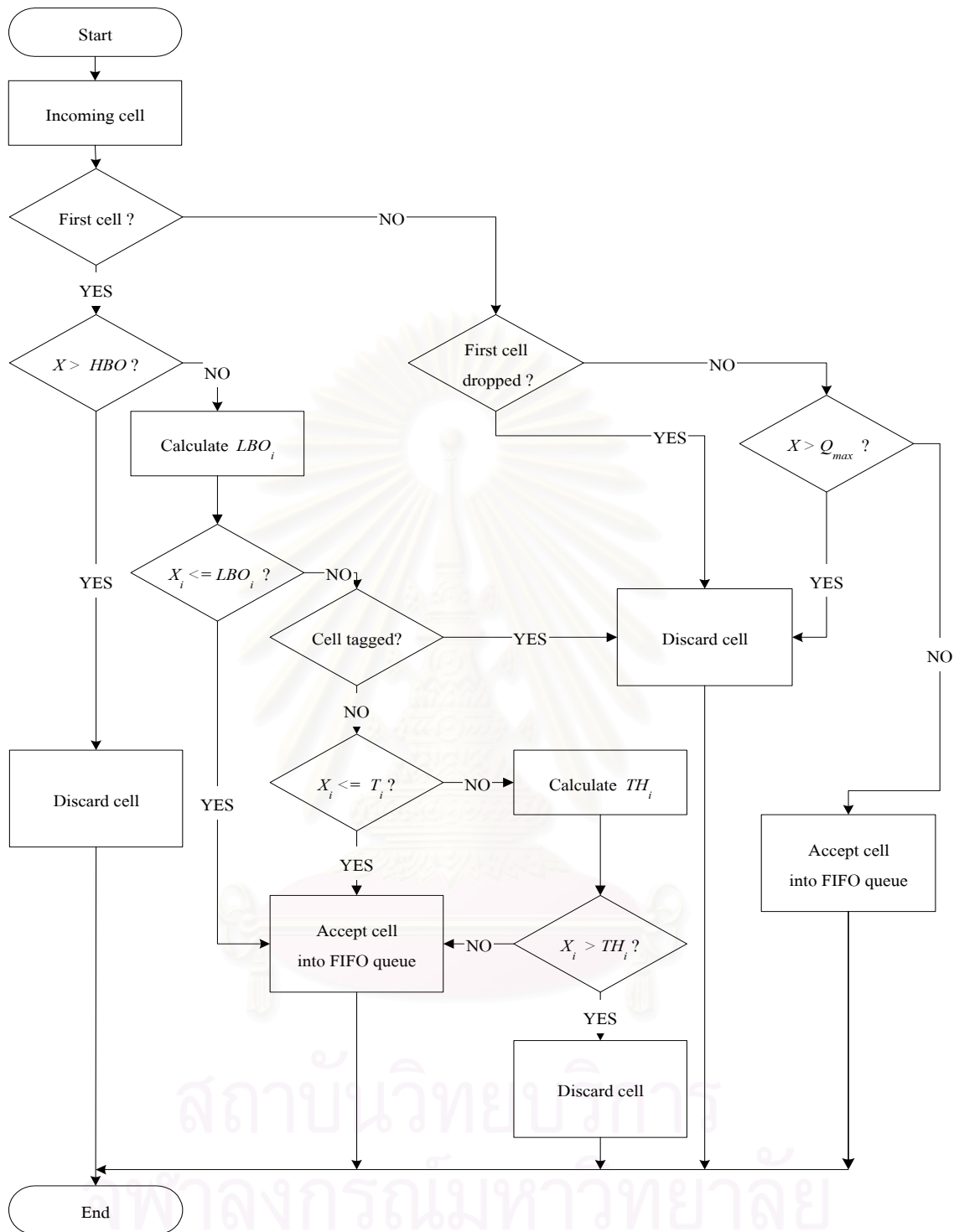
จากสมการที่ (4.14) จะสังเกตเห็นว่าค่า  $MCR_{Q_i > T_i} / \sum_{Q_i > T_i} MCR_i$  และ  $\sum_{Q_i \leq T_i} Q_i$  จะถูกปรับค่าทุกครั้งที่มีช่องสัญญาณเสมือนบางช่องครอบครองบัฟเฟอร์เกินระดับ Fair Share ที่จัดสรรไว้ ดังนั้นจุดเริ่มเปลี่ยน  $TH_i$  (จุดเริ่มเปลี่ยนแบบพลวัต) จะได้รับการปรับทุกครั้งที่เซลล์แรกของแพ็กเก็ตมาถึงและมีการครอบครองบัฟเฟอร์เกินระดับ Fair Share โดยจะพิจารณาว่ามีช่องสัญญาณเสมือนใดถูกใช้งาน (มีเซลล์ของช่องสัญญาณเสมือนอย่างน้อย 1 เซลล์ในบัฟเฟอร์) และพิจารณาที่ว่างในบัฟเฟอร์ที่

เหลือแล้วแบ่งการครอบครองบัพเฟอร์ที่เหลือนี้ตามอัตราเซลล์ต่ำที่สุดให้กับช่องสัญญาณเสมือนที่  
ต้องการส่งเกินส่วนแบ่งที่ยุติธรรม

การปรับระดับจุดเริ่มเปลี่ยน  $TH_i$  จะมากหรือน้อยขึ้นอยู่กับแบนด์วิดท์ที่เหลือจาก  
ช่องสัญญาณ-เสมือนที่มีการใช้แบนด์วิดท์ต่ำกว่าระดับ Fair Share และจำนวนของช่องสัญญาณ  
เสมือนที่มีความต้องการส่งข้อมูลมากกว่าระดับที่จัดสรรให้ ซึ่งการมีจุดเริ่มเปลี่ยนแบบพลวัต (จุดเริ่ม  
เปลี่ยน  $TH_i$ ) ขึ้นมานี้คาดว่าน่าจะสามารถปรับปรุงค่าวิสัยสามารถของ TCP ได้ และจุดเริ่มเปลี่ยน  $T_i$   
(ระดับ Fair Share) น่าจะสามารถปรับปรุงความยุติธรรมในการส่งข้อมูลที่มีบิต CLP=0 ใน  
ช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่องได้ ส่วนการปรับปรุงความยุติธรรมในแพ็กเก็ตที่มีบิต CLP=1 จะใช้จุด  
เริ่มเปลี่ยน  $LBO_i$  ตามที่กล่าวมาแล้ว

รูปที่ 4.5 แสดงแผนภูมิการทำงานของอัลกอริทึม BADT ในกรณีที่แหล่งกำเนิดมีอัตราการส่ง  
ข้อมูลสูง ถ้าการครอบครองบัพเฟอร์ทั้งหมดเกินจุดเริ่มเปลี่ยน  $HBO$  ถือเป็นผลให้ทราฟฟิกเกิดความ  
คับคั่งสูงจนต้องมีการทิ้งแพ็กเก็ต ถ้าการครอบครองบัพเฟอร์ของช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่อง ( $X_i$ ) ต่ำ  
กว่า  $LBO_i$  ทุกแพ็กเก็ตที่มาถึงสวิตช์จะถูกรับเข้าไปในบัพเฟอร์ เพื่อเพิ่มค่าวิสัยสามารถให้แก่โครงข่าย  
แต่ถ้าการครอบครองบัพเฟอร์ ( $X_i$ ) อยู่ระหว่างจุดเริ่มเปลี่ยน  $LBO_i$  และจุดเริ่มเปลี่ยน  $HBO$  จะถือว่า ทรา  
ฟฟิกอยู่ในช่วงความคับคั่งปานกลาง (Mild Congestion) หรือเริ่มจะเกิดความคับคั่ง จึงควรเริ่มทิ้งเซลล์  
และแพ็กเก็ต ถ้าการครอบครองบัพเฟอร์ในช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่อง ( $X_i$ ) เกินจุดเริ่มเปลี่ยน  $LBO_i$   
จะทิ้งเซลล์และแพ็กเก็ตที่ถูกหักจากอัลกอริทึม F-GCRA เพื่อป้องกันการเกิดความคับคั่ง ดังนั้นเซลล์ที่  
ไม่ถูกหักจะสามารถครอบครองบัพเฟอร์ได้ เซลล์เหล่านี้จะถูกทิ้งเมื่อครอบครองบัพเฟอร์เกินระดับส่วน  
แบ่งที่ยุติธรรมหรือเกินจุดเริ่มเปลี่ยน  $T_i$  เพื่อทำให้เกิดความยุติธรรมในช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่อง  
ตามอัตราเซลล์ต่ำที่สุด ในกรณีที่ช่องสัญญาณเสมือนบางช่องไม่ถูกใช้งานจะทำให้บัพเฟอร์ของ  
ช่องสัญญาณเสมือนนั้นเหลืออยู่และทำให้การใช้งานบัพเฟอร์มีประสิทธิภาพลดลง ถ้ามีช่อง-สัญญาณ  
เสมือนต้องการครอบครองบัพเฟอร์เกินส่วนแบ่งที่ยุติธรรม (เกินจุดเริ่มเปลี่ยน  $T_i$ ) ช่อง-สัญญาณเสมือนนี้  
ควรได้รับการแบ่งแบนด์วิดท์ที่เหลือจากช่องสัญญาณเสมือนที่ไม่ได้ใช้งาน แต่การครอบครองบัพเฟอร์  
ของเซลล์ในช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่องต้องไม่เกินจุดเริ่มเปลี่ยน  $TH_i$

ส่วนทางออกของสวิตช์ใช้การจัดคิวแบบ FIFO เพื่อลดความยุ่งยากในการสร้างและลดปัญหา  
อันเนื่องมาจากขนาดแพ็กเก็ตที่มีความแตกต่างกันที่เกิดขึ้นจากกลไก TCP โดยการจัดคิวนี้อาจจะไม่แยก  
แพ็กเก็ตออกจากช่องสัญญาณเสมือน แต่แพ็กเก็ตสามารถออกไปยังฮอปถัดไปได้เลย โดยการออก  
ของแพ็กเก็ตจะเรียงลำดับตามการเข้ามาในบัพเฟอร์



$X$  = Current total number of cells in buffer

$HBO$  = High buffer occupancy

$LBO_i$  = Low buffer occupancy in  $VC_i$

$X_i$  = Current number of cell in  $VC_i$

$TH_i$  = Dynamic threshold in  $VC_i$

$T_i$  = Fair share threshold in  $VC_i$

รูปที่ 4.6 แผนภูมิการทำงานสำหรับอัลกอริทึม BADT (อัลกอริทึมที่นำเสนอ)

## บทที่ 5

### แบบจำลอง

บทนี้กล่าวถึงแบบจำลองการทำงานที่จะนำไปใช้ทดสอบการทำงานของอัลกอริทึม BADT, DFBA, Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting และ Double-EPD เพื่อเปรียบเทียบประสิทธิภาพของโครงข่ายและความยุติธรรมในการส่งข้อมูล TCP ซึ่งจะเปรียบเทียบกับโดยทดสอบกับโครงข่ายลักษณะต่างๆ ที่มีความซับซ้อนแตกต่างกันออกไป

สำหรับการส่งข้อมูล TCP ผ่านโครงข่าย ATM ประกอบด้วย แหล่งกำเนิดข้อมูลหรือทราฟฟิก, แหล่งกำเนิด TCP, ATM Adaptation Layer 5 (AAL5) โดย AAL5 ทำหน้าที่แบ่งแพ็กเก็ตของ TCP ให้เป็นเซลล์ ATM ซึ่งเซลล์ ATM เหล่านี้จะถูกส่งผ่านไปยัง Leaky Bucket (ถังรั่ว) เพื่อแบ่งแยกเซลล์ด้วยบิต CLP และส่งเซลล์ไปบนสายส่ง ผ่านสวิตช์ที่ทำหน้าที่เลือกทิ้งเซลล์ และส่งผ่านสายส่งอีกครั้งไปยังปลายทาง ด้านปลายทางนี้ก็จะมีส่วนประกอบเหมือนกับด้านต้นทางคือ AAL5 ซึ่งประกอบเซลล์ ATM ให้เป็นแพ็กเก็ตของ TCP, TCP ทางด้านรับ และอุปกรณ์ปลายทางรับข้อมูล

#### 5.1 ข้อกำหนดที่ใช้ในการจำลองแบบ

ข้อกำหนดต่าง ๆ สำหรับการทดสอบแบบจำลองในวิทยานิพนธ์นี้แบ่งออกเป็นส่วนๆ ตามการส่งผ่านข้อมูล ซึ่งเริ่มจากแหล่งกำเนิดจนถึงปลายทาง ดังนี้

##### 1. แหล่งกำเนิดข้อมูล (Sources)

สำหรับแหล่งกำเนิดในแบบจำลองนี้แบ่งออกเป็น 2 แบบคือ

- แหล่งกำเนิดทราฟฟิกที่มีลักษณะแบบ Greedy Source ซึ่งเป็นแหล่งกำเนิดทราฟฟิกที่เป็นบริการ GFR ที่มีการส่งข้อมูลแบบคงที่ต่อเนื่องไม่สิ้นสุด สามารถส่งข้อมูลได้ตลอดเวลา
- แหล่งกำเนิดทราฟฟิกที่เป็นบริการ rt-VBR เป็นแหล่งกำเนิดที่มีการส่งเป็นคาบ หรือเบิรสต์ ซึ่งจะมีช่วงเวลาการส่ง ("On" State) และหยุดส่ง ("Off" State) ซึ่งช่วงเวลาหยุดส่งนั้นจะไม่สามารถส่งข้อมูลได้เลย

##### 2. โกลไก TCP (Transmission Control Protocol)

โกลไก TCP มีรายละเอียดดังแสดงในบทที่ 3 โดยโกลไก TCP ในแบบจำลองนี้มีค่าพารามิเตอร์ต่างๆ ดังนี้

- โพรโทคอล TCP ที่ใช้งานเป็นโกลไกแบบ SACK (Selective Acknowledgment) TCP ซึ่งสามารถส่งข้อมูลได้ตลอดเวลา

- ขนาดแพ็กเก็ตของ TCP (MSS) เท่ากับ 1,460 ไบต์
- ค่า TCP Timer Granularity ถูกตั้งไว้ที่ 200 ms ซึ่งค่านี้จะมีผลกระทบกับ Retransmission Timeout เนื่องจากแพ็กเก็ตสูญหาย ค่า Timeout ที่ใช้กับ TCP โดยทั่วไปจะถูกตั้งไว้ที่ค่า 100 และ 500 ms ถ้าใช้เวลา Timer Granularity น้อยจะทำให้โครงข่ายมีประสิทธิภาพที่สูงขึ้นได้ เนื่องจากใช้เวลาในการรอน้อยเป็นผลให้มีการส่งข้อมูลใหม่ได้เร็วขึ้น
- ค่า Delay Acknowledge Timer Granularity ถูกตั้งที่ 50 ms
- ขนาดของ TCP Maximum Receiver Window มีค่าเป็น 64 KB

### 3. เราเตอร์ (Router)

เราเตอร์ที่ใช้งานในทุกแบบจำลองใช้การจัดการบัพเฟอร์แบบ Tail Drop เซลล์จะถูกทิ้งเมื่อบัพเฟอร์ล้นเท่านั้น วิทยานิพนธ์นี้เน้นศึกษาการจัดการบัพเฟอร์ในสวิตช์เพื่อรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุดของโครงข่าย ATM เท่านั้น จึงกำหนดให้ขนาดบัพเฟอร์ที่เรอเตอร์ใหญ่มาก และไม่เกิดการสูญหายของเซลล์ในเรอเตอร์เลย โดยกำหนดขนาดบัพเฟอร์ในเรอเตอร์เท่ากับ 700 kbyte

### 4. ถังรั่ว (Leaky Bucket)

การแท็กเซลล์ของ Leaky Bucket เป็นการลดลำดับความสำคัญของเซลล์โดยใช้อัลกอริทึม F-GCRA (Frame-based Generic Cell Rate Algorithm) [1] ในช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่องจะมีจำนวนเซลล์ที่ถูกแท็กแตกต่างกันขึ้นกับค่า MCR ที่ช่องสัญญาณเสมือนได้รับเพื่อรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุดของช่องสัญญาณเสมือนนั้นๆ โดยกำหนดให้ค่า CDVT เท่ากับ 0 และ MFS เท่ากับ  $2 \times \text{AAL5-PDUs}$  ถ้าช่องสัญญาณเสมือนได้รับการรับรองอัตราบริการต่ำที่สุดด้วยค่า MCR ต่ำจะทำให้ช่องสัญญาณเสมือนนั้นมีจำนวนเซลล์ที่ถูกแท็กมาก แต่ถ้าช่องสัญญาณเสมือนได้รับการรับรองอัตราบริการต่ำที่สุดด้วยค่า MCR สูงจะทำให้ช่องสัญญาณเสมือนนั้นมีจำนวนเซลล์ที่ถูกแท็กน้อย

### 5. สวิตช์ (Switch)

- ค่า Processing Delay ที่สวิตช์มีค่าเป็น 0
- ขนาดบัพเฟอร์ในสวิตช์ มีค่าเป็น 16,000 เซลล์

### 6. ปลายทาง (Destination)

- ปลายทางสามารถส่งข้อมูลไปยัง Higher Layer Protocol ได้ โดยไม่เกิดการ Loss หรือ Delay ขึ้น
- สำหรับผู้ใช้ซึ่งเป็นปลายทางที่รับข้อมูลนี้จะเป็นที่สำหรับรับข้อมูลแล้วจะไม่มี การส่งต่อออกไป ดังนั้นจะไม่มี การกำหนดลักษณะพิเศษแต่อย่างใด ซึ่งในการจำลองแบบนี้มีการวัดค่าต่างๆ ที่ปลายทางนี้ด้วย



### 7. สายส่ง (Lines)

สายส่งที่ใช้ในแบบจำลองนี้จะเป็นสายส่งชนิดที่มีการประวิงเวลาที่ขึ้นกับระยะทาง และมีแบนด์วิดท์เท่ากับ 155.52 Mbps ซึ่งเมื่อหัก Header ของ SONET ออกจะเหลือ 149.76 Mbps

### 8. ข้อกำหนดอื่นๆ

- ข้อมูลจะส่งไปเพียงทิศทางเดียว (Unidirectional) จะไม่มีข้อมูลใดๆ ส่งในทิศทางย้อนกลับ ยกเว้น Acknowledgement
- ไม่พิจารณาในส่วนของ Setup โครงข่าย โดยถือว่าโครงข่ายมีการ Setup เรียบร้อยแล้วพร้อมที่จะส่งข้อมูลได้ทันที
- แหล่งกำเนิดทุกแหล่งเริ่มส่งข้อมูลพร้อมกัน
- เวลาที่ใช้จำลองแบบเท่ากับ 200 sec สำหรับโครงข่ายแบบ LAN และโครงข่ายแบบ WAN

ข้อกำหนดทั้งหมดที่กล่าวมา จะถูกนำไปใช้ในการจำลองแบบทุกวิธี สำหรับข้อกำหนดเฉพาะที่แตกต่างกันระหว่างแบบจำลองแบบต่างๆ จะกล่าวถึงอีกครั้งในหัวข้อที่ 5.2

## 5.2 แบบจำลองโครงข่าย

วิทยานิพนธ์นี้ใช้แบบจำลองที่แตกต่างกันเพื่อทดสอบประสิทธิภาพการทำงานของอัลกอริทึมแต่ละอย่าง แบบจำลองที่ใช้ในวิทยานิพนธ์นี้มีทั้งหมด 3 แบบ ดังนี้คือ แบบจำลอง Peer to Peer 5 Routers [3], แบบจำลอง Peer to Peer 10 Routers [3] และแบบจำลอง Chain [16]

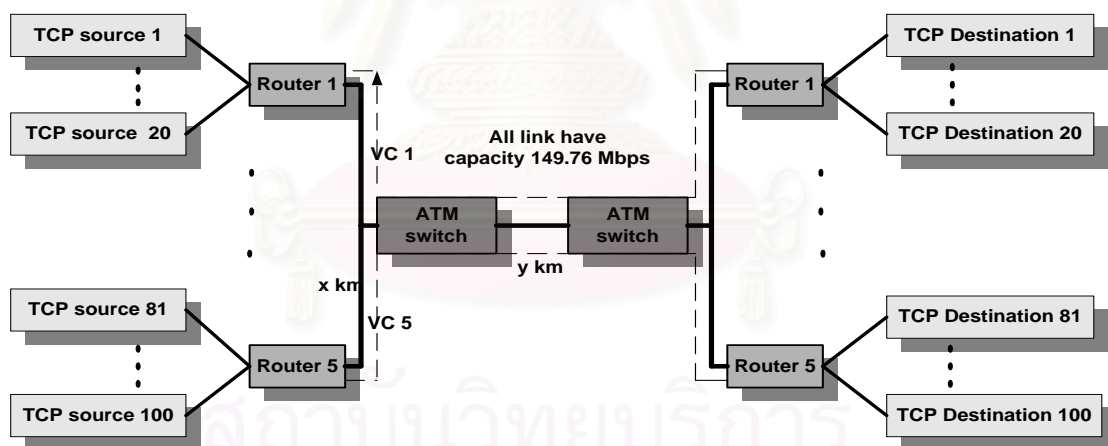
### 5.2.1 แบบจำลอง Peer to Peer 5 Routers

แบบจำลอง Peer to Peer เป็นแบบจำลองอย่างง่ายที่สุดที่ใช้ทดสอบการทำงานของอัลกอริทึมแบบต่างๆ แบบจำลองนี้เป็นต้นแบบในการทดสอบหาประสิทธิภาพของโครงข่ายและความยุติธรรมในการส่งข้อมูล ในหัวข้อนี้จะเน้นแบบจำลอง Peer to Peer ที่ใช้เราเตอร์ทั้งหมด 5 ตัว ซึ่งประกอบด้วยแหล่งกำเนิดจำนวน N แหล่งกำเนิด ดังแสดงในรูปที่ 5.1 และรูปที่ 5.2 แบบจำลอง Peer to Peer 5 Routers เป็นแบบจำลองที่ใช้ศึกษากรณีที่แหล่งกำเนิดแต่ละแหล่งมีการส่งผ่านข้อมูลในโครงข่ายโดยมีการประวิงเวลาเท่ากัน

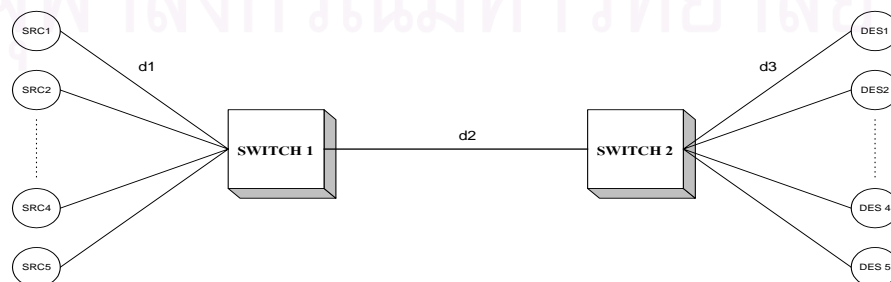
ข้อกำหนดของแบบจำลอง Peer to Peer 5 Routers มีดังนี้

- จำนวนแหล่งกำเนิดของแบบจำลองมีจำนวน 100 แหล่งกำเนิด โดยมีแหล่งกำเนิด TCP จำนวน 20 แหล่งต่อกับเราเตอร์ 1 ตัว

- แหล่งกำเนิดทุกแหล่งจะส่งข้อมูลต่อเนื่องตลอดเวลา (Persistent Sources) สำหรับแหล่งกำเนิดทราฟฟิกที่เป็นบริการ GFR หรือส่งข้อมูลเป็น เบิร์สต์ (Burst) สำหรับแหล่งกำเนิดทราฟฟิกที่เป็นบริการ rt-VBR โดยโพรโทคอล TCP จะคอยควบคุมการส่งข้อมูลให้เป็นไปตาม Window ของโพรโทคอล TCP
- สายส่งมีค่าเวลาประวิง (Delay Time) เป็น  $10 \mu\text{s}$  (ระยะทางประมาณ 2 กิโลเมตร) สำหรับข่ายเชื่อมโยง UNI และ  $100 \mu\text{s}$  (ระยะทางประมาณ 20 กิโลเมตร) สำหรับข่ายเชื่อมโยง NNI ในโครงข่ายที่เป็น Local Area Network (LAN) หรือ  $2.5 \text{ ms}$  (ระยะทางประมาณ 500 กิโลเมตร) สำหรับข่ายเชื่อมโยง UNI และ  $10 \text{ ms}$  (ระยะทางประมาณ 2000 กิโลเมตร) สำหรับข่ายเชื่อมโยง NNI ในโครงข่ายที่เป็น Wide Area Network (WAN)
- โครงข่ายแบบ LAN มีค่า Transmission Delay เป็น  $120 \mu\text{s}$  และ  $15 \text{ ms}$  สำหรับโครงข่ายแบบ WAN
- ค่า MCR ที่ใช้ในการจำลองแบบเท่ากับ 85% ของแบนด์วิดท์ข่ายเชื่อมโยง ซึ่งแบ่งให้ช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่องเท่ากับ 8.5 Mbps, 17 Mbps, 25.5 Mbps, 34 Mbps และ 42.5 Mbps [14]



รูปที่ 5.1 แบบจำลอง Peer to Peer 5 Routers, 20 TCP/Router



รูปที่ 5.2 แบบจำลอง Peer to Peer 5 Routers, 1 TCP/Router

โครงข่ายที่ใช้แบบจำลอง Peer to Peer 5 Routers จัดเป็นโครงข่ายพื้นฐานของการส่งข้อมูลของช่องสัญญาณเสมือนหลายๆ ช่องร่วมกันในสายส่งเส้นเดียวกัน ซึ่งโครงข่ายที่ใช้ทดสอบนั้นจะมีลักษณะดังรูปที่ 5.1 โครงข่ายนี้จะมีต้นทางและปลายทางทั้งหมด 5 ช่องสัญญาณเสมือน (5 GFR VC) และส่ง ข้อมูล 20 TCP ต่อเราเตอร์ 1 ตัว โดย Router 1 ทางด้านต้นทางจะส่งข้อมูลไปยัง Router 1 ทางด้าน ปลายทาง และ TCP Source 1 ส่งไปยัง TCP Destination 1 แหล่งกำเนิดแต่ละแหล่งจะส่งข้อมูล ตลอดเวลาผ่าน ATM Switch ทั้ง 2 ตัว ระยะทางระหว่างเราเตอร์กับ ATM Switch เท่ากับ 500 กิโลเมตร และระยะทางระหว่างสวิตช์ ATM ทั้ง 2 เท่ากับ 2000 กิโลเมตร

รูปที่ 5.2 แสดงแบบจำลอง Peer to Peer 5 Routers ที่ส่งข้อมูล 1 TCP ต่อเราเตอร์ 1 ตัว ซึ่งเป็นแบบจำลอง Peer to Peer แบบง่ายที่สุดที่นำมาทดสอบการทำงานของอัลกอริทึมต่างๆ ของบริการ GFR บนโครงข่าย ATM

### 5.2.2 แบบจำลอง Peer to Peer 10 Routers

แบบจำลอง Peer to Peer 10 Routers ใช้ศึกษากรณีที่แหล่งกำเนิดแต่ละแหล่งมีการส่งผ่านข้อมูลในโครงข่ายโดยมีการประวิงเวลาไม่เท่ากัน เป็นแบบจำลองที่ใช้ทดสอบปัญหาข่ายเชื่อมโยงเป็นคอขวด (Link Bottleneck) กับอัลกอริทึมแบบต่างๆ ใช้ทดสอบถึงการประวิงเวลาของแต่ละแหล่งกำเนิดที่มีผลต่อประสิทธิภาพของโครงข่าย, สมรรถนะของ TCP และผลกระทบต่อการใช้งานอัตราบริการต่ำ ที่สุดของแต่ละช่องสัญญาณเสมือน

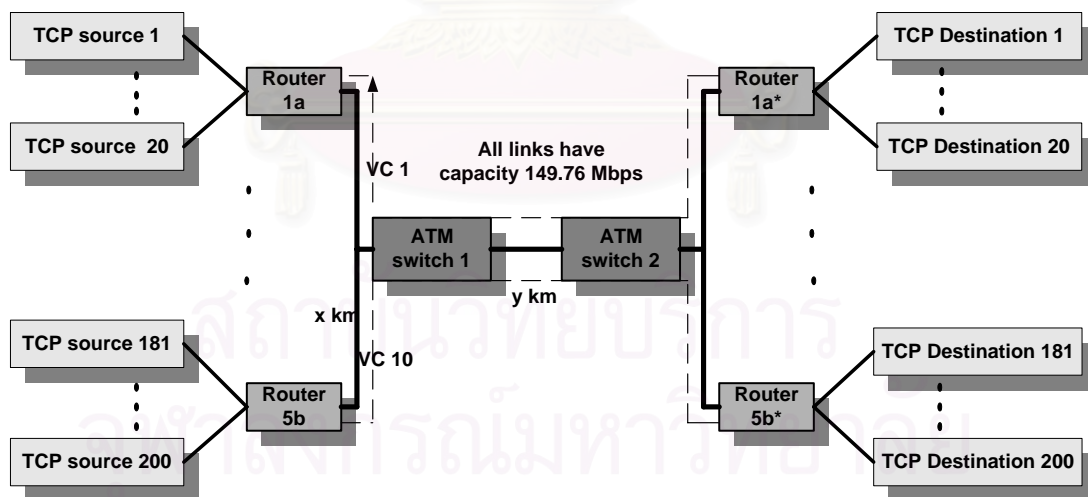
แบบจำลอง Peer to Peer 10 Routers มีข้อกำหนด ดังนี้

- แบบจำลอง Peer to Peer 10 Routers มีแหล่งกำเนิด TCP ทั้งหมด 200 แหล่ง แหล่งกำเนิด TCP จำนวน 20 แหล่งต่อกับเราเตอร์ 1 ตัว
- ทุกแหล่งกำเนิดจะส่งข้อมูลต่อเนื่องตลอดเวลา (Persistent Source) สำหรับแหล่งกำเนิดทราฟฟิกที่เป็นบริการ GFR โดยโพรโทคอล TCP จะคอยควบคุมการส่งข้อมูลให้เป็นไปตาม Window ของโพรโทคอล TCP
- สายส่งมีค่าเวลาประวิง (Delay Time) เป็น 10  $\mu$ s (ระยะทางประมาณ 2 กิโลเมตร) สำหรับข่ายเชื่อมโยง NNI ในโครงข่ายที่เป็น Local Area Network (LAN) หรือ 5 ms (ระยะทางประมาณ 1000 กิโลเมตร) สำหรับข่ายเชื่อมโยง NNI ในโครงข่ายที่เป็น Wide Area Network (WAN)
- ค่า MCR ที่ใช้ในการจำลองแบบเท่ากับ 85% ของแบนด์วิดท์ข่ายเชื่อมโยง ซึ่งแบ่งให้ช่องสัญญาณเสมือน GFR VC1 ถึง GFR VC5 เท่ากับ 8.5 Mbps และช่องสัญญาณเสมือน GFR VC6 ถึง GFR VC6 เป็น 17 Mbps

- โครงข่ายมี Transmission Delay และค่า MCR ดังตารางที่ 5.1

ตารางที่ 5.1 พารามิเตอร์ต่างๆ ที่ใช้ในแบบจำลอง Peer to Peer 10 Routers

Router Pair	PCR (Mbps)	MCR (Mbps)	Router- Router Delay (msec)
Router 1a – Router 1a*	149.76	8.5	25
Router 1b – Router 1b*	149.76	17	25
Router 2a – Router 2a*	149.76	8.5	45
Router 2b – Router 2b*	149.76	17	45
Router 3a – Router 3a*	149.76	8.5	65
Router 3b – Router 3b*	149.76	17	65
Router 4a – Router 4a*	149.76	8.5	85
Router 4b – Router 4b*	149.76	17	85
Router 5a – Router 5a*	149.76	8.5	105
Router 5b – Router 5b*	149.76	17	105



รูปที่ 5.3 แบบจำลอง Peer to Peer 10 Routers

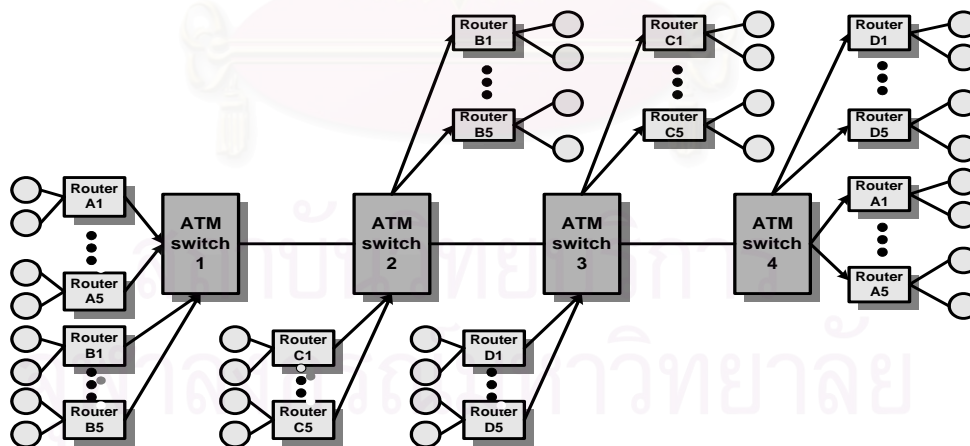
โครงข่ายแบบ Peer to Peer 10 Routers เป็นโครงข่าย 1 hop แบบระยะทางไม่เท่ากัน จัดเป็นโครงข่ายที่มีการส่งข้อมูลของหลายๆช่องสัญญาณเสมือนร่วมกันในสายส่งเส้นเดียวกันโดยคำนึงถึงผลกระทบของระยะทางระหว่างต้นทางและสวิตช์ ซึ่งจะส่งผลให้เวลาประวิงของช่องสัญญาณเสมือนที่กำลังพิจารณาไม่เท่ากันกับช่องสัญญาณเสมือนอื่นๆ โครงข่ายที่ใช้ทดสอบนั้นมีลักษณะดังรูปที่ 5.3

โครงข่ายนี้มีต้นทางและปลายทางคือ Router ไปยัง Router \* ทั้งหมด 10 คู่ แหล่งกำเนิดข้อมูลส่งข้อมูลตลอดเวลาผ่านสวิตช์ 2 ตัวคือ ATM Switch 1 กับ ATM Switch 2 สายส่งทั้งหมดมีความจุ 149.76 Mbps โดยระยะทางระหว่างต้นทางไปยังปลายทางแสดงในตารางที่ 5.1 ใช้ขนาดบัฟเฟอร์ในสวิตช์เท่ากับ 16,000 เซลล์

#### 5.2.4 แบบจำลอง Chain

โครงข่ายแบบ Chain ใช้ศึกษากรณีที่แหล่งกำเนิดแต่ละแหล่งมีการส่งผ่านข้อมูลในโครงข่ายโดยมีการประวิงเวลาไม่เท่ากัน มีการแทรกเข้าออกของต้นทางและปลายทาง เป็นโครงข่ายที่มีการส่งข้อมูลของช่องสัญญาณเสมือนหลายๆ ช่องร่วมกันในสายส่งเส้นเดียวกัน โดยมีช่องสัญญาณเสมือนบางช่องที่มีปลายทางออกกลางทาง และมีช่องสัญญาณเสมือนบางช่องที่มีต้นทางเข้าที่กลางทาง โครงข่ายที่ใช้ทดสอบมีลักษณะดังรูปที่ 5.4

แบบจำลอง Chain เป็นแบบจำลองหนึ่งที่ใช้ทดสอบอัลกอริทึมแบบต่างๆ กับโครงข่ายที่มีปัญหาข่ายเชื่อมโยงเป็นคอขวด มีการแทรกเข้าและออกของข้อมูลต้นทางและปลายทาง ใช้ทดสอบว่า Transmission Delay จะมีผลอย่างไรกับโครงข่าย โดยแบบจำลอง Chain จะมีแหล่งกำเนิดที่ส่งข้อมูลผ่านหลายสวิตช์หลาย Hop (เราเตอร์ตัวที่ 1 ถึง 10) กับแหล่งกำเนิดที่ส่งข้อมูลเพียง Hop เดียว (เราเตอร์ตัวที่ 11 ถึง 20) ดังแสดงในรูปที่ 5.4 ข้อกำหนดต่างๆ ของแบบจำลอง Chain จะเหมือนกับข้อกำหนดของแบบจำลอง Peer to Peer 5 Routes



รูปที่ 5.4 แบบจำลอง Chain

โครงข่ายนี้มีต้นทางและปลายทางทั้งหมด 4 กลุ่มส่งข้อมูลอย่างเต็มที่ผ่านสวิตช์ 4 ตัวคือ ATM Switch 1 ถึง ATM Switch 4 ซึ่งต้นทางกลุ่ม A และ B ส่งผ่านสายส่ง 500 กิโลเมตร ไปยัง ATM Switch 1 ต้นทางกลุ่ม C ส่งผ่านสายส่ง 500 กิโลเมตร ไปยัง ATM Switch 2 โดยจะมีปลายทางของกลุ่ม B

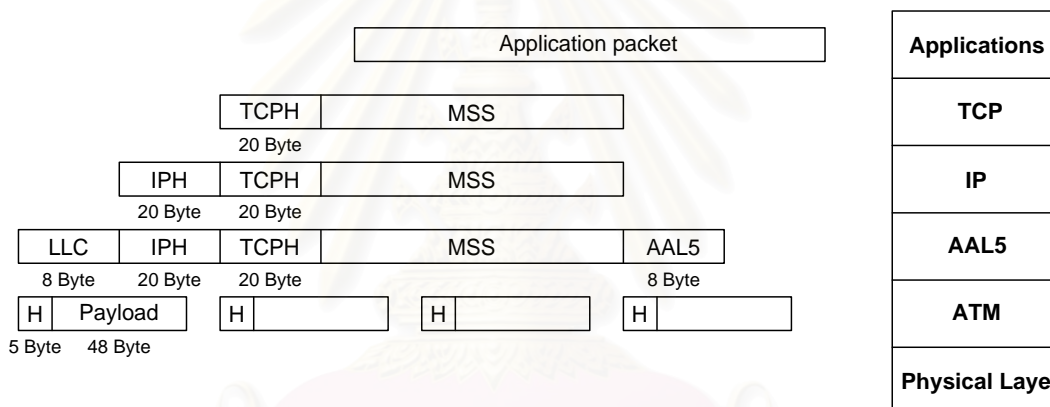
ออกที่ ATM Switch 2 นี้ด้วย ต้นทางกลุ่ม D ส่งผ่านสายส่ง 500 กิโลเมตร ไปยัง ATM Switch 3 โดยจะมีปลายทางกลุ่ม C ออกที่ ATM Switch 3 นี้ด้วย ปลายทางที่เหลือจะออกไปยัง ATM Switch 4 ระยะทางระหว่าง ATM Switch แต่ละตัวเท่ากับ 2,000 กิโลเมตร ขนาดบัพเฟอร์ในสวิตช์แต่ละตัวเป็น 16,000 เซลล์ ค่า MCR ที่ใช้ในการจำลองแบบเท่ากับ 85% ของแบนด์วิดท์ข่ายเชื่อมโยง แบ่งเป็นกลุ่ม (กลุ่ม A, กลุ่ม B, กลุ่ม C และกลุ่ม D) ช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่องมีค่า MCR เป็น 4.25 Mbps (สำหรับ ช่องสัญญาณเสมือน A1, B1, C1 และ D1), 8.5 Mbps (สำหรับช่องสัญญาณเสมือน A2, B2, C2 และ D2), 12.75 Mbps (สำหรับช่องสัญญาณเสมือน A3, B3, C3 และ D3), 17 Mbps (สำหรับช่องสัญญาณ-เสมือน A4, B4, C4 และ D4) และ 21.25 Mbps (สำหรับช่องสัญญาณเสมือน A5, B5, C5 และ D5) ตามลำดับ

ในวิทยานิพนธ์นี้นอกจากจะทดสอบการทำงานของแบบจำลองทั้งสามที่กล่าวมา ซึ่งมีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกที่เป็นบริการ GFR แบบ Greedy Source ส่งข้อมูลต่อเนื่องตลอดเวลาทั้งหมดในโครงข่ายแล้ว ยังทดสอบการทำงานของแบบจำลองทั้งสามในกรณีที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกทั้งที่เป็นบริการ GFR และ rt-VBR ในโครงข่ายแบบ WAN ด้วย โดยแหล่งกำเนิดทราฟฟิกที่เป็นบริการ rt-VBR เป็นแหล่งกำเนิดทราฟฟิกที่มีลำดับความสำคัญสูงกว่าแหล่งกำเนิดทราฟฟิกที่เป็นบริการ GFR ดังที่กล่าวมาแล้วในบทที่ 2 แหล่งกำเนิดทราฟฟิกที่เป็นบริการ rt-VBR เป็นแหล่งกำเนิดทราฟฟิกที่จะ มาแย่งใช้แบนด์วิดท์ในโครงข่ายจากแหล่งกำเนิดที่เป็นบริการ GFR ในการจำลองแบบจะมีการเพิ่มจำนวนแหล่งกำเนิดมากขึ้นโดยมีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกที่เป็นบริการ rt-VBR เพิ่มเข้าไปสวิตช์ละ 1 แหล่งในแบบจำลอง Peer to Peer 5 Routers และ Peer to Peer 10 Routers ส่วนแบบจำลอง Chain จะเพิ่มแหล่งกำเนิดทราฟฟิกที่เป็นบริการ rt-VBR เข้าไปในต้นทางกลุ่มต่างๆ (กลุ่ม A, กลุ่ม B, กลุ่ม C และกลุ่ม D) กลุ่มละ 1 แหล่งกำเนิด และกำหนดแบนด์วิดท์สำหรับการรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุดให้กับแหล่งกำเนิดทราฟฟิกที่เป็นบริการ GFR เป็น 50% ของความจุข่ายเชื่อมโยงสูงสุด ส่วนแหล่งกำเนิดทราฟฟิกที่เป็นบริการ rt-VBR มีแบนด์วิดท์เป็น 35% ของความจุข่ายเชื่อมโยงสูงสุด ถ้าแหล่งกำเนิดทราฟฟิกที่เป็นบริการ rt-VBR ไม่ส่งข้อมูล แหล่งกำเนิดทราฟฟิกของบริการ GFR จะส่งข้อมูลจำนวนมากจนกระทั่งถึงช่วงเวลาแหล่งกำเนิดไม่สามารถส่งข้อมูลได้เพราะไม่มีที่ว่างใน บัพเฟอร์

### 5.3 การหาสมรรถนะของ TCP

ก่อนที่จะกล่าวถึงการหาสมรรถนะของ TCP เราจะกล่าวถึงโครงสร้าง Protocol Data Unit (PDU) ของแต่ละชั้นก่อนเพื่อทราบถึงสถาปัตยกรรมในแต่ละชั้นและวิธีการคำนวณหาสมรรถนะ โดยโครงสร้าง PDU ในแต่ละชั้นแสดงดังรูปที่ 5.5

เมื่อข้อมูลในชั้น Application มาถึงชั้น TCP จะถูกแบ่งออกเป็นแพ็กเก็ตย่อยๆ เรียกว่า TCP Maximum Segment Size (MSS) ซึ่ง MSS จะเป็นข้อมูลจริงที่ผู้ใช้ต้องการส่ง ในชั้น TCP จะทำการเพิ่มส่วนหัวของ TCP ขนาด 20 ไบต์ เข้าไปกับ Segment แล้วส่งไปที่ชั้น Internet Protocol (IP) ซึ่งชั้นนี้ก็จะเพิ่มส่วนหัวของ IP เข้าไปอีก 20 ไบต์ โดย Segment ที่เพิ่มส่วนหัวของชั้น TCP และ IP เข้าไปจะเรียกว่า Maximum Transmission Unit (MTU) จากนั้นแพ็กเก็ตจะถูกส่งไปที่ชั้น ATM Adaptation Layer 5 (AAL5) ในชั้น AAL5 นี้จะเพิ่มส่วนท้ายเข้าไปอีก 8 ไบต์เพื่อให้แพ็กเก็ตนี้อยู่ในรูปแบบเฟรมของ AAL5 จากนั้น AAL5 ก็ทำการแบ่งเฟรมนี้ออกเป็นเซลล์ ATM (ซึ่งมี Payload ขนาด 48 ไบต์ และส่วนหัวขนาด 5 ไบต์) โดยจะแบ่งบรรจุเฟรมนี้ลงในส่วน Payload และเพิ่มส่วนหัวเข้าไปที่เซลล์ ATM ในส่วนหัวของเซลล์ ATM จะมีบิต End of Message (EOM) ทุกๆเซลล์ของเฟรม โดยบิต EOM จะถูกตั้งไว้เป็น 0 ยกเว้นเซลล์สุดท้ายของ เฟรมจะถูกตั้งไว้เป็น 1 ซึ่งบิต EOM จะถูกใช้สำหรับให้ชั้น ATM รู้ขอบเขตของเฟรม



รูปที่ 5.5 ชั้นและโครงสร้าง Protocol Data Units ของ TCP/IP บนโครงข่าย ATM

เมื่อโครงข่าย ATM ได้มีการใช้โพรโทคอล TCP/IP สมรรถนะของโครงข่ายจากต้นทางจนถึงปลายทางสามารถพิจารณาได้จากชั้น TCP ในรูปของวิสัยสามารถของ TCP การวัดค่าวิสัยสามารถของ TCP ทุกตัวที่ส่งข้อมูลผ่านเข้าไปในสายส่งที่เป็นคอขวดต่อความจุทั้งหมดของสายส่งที่เป็นคอขวดจะได้ค่าสมรรถนะของ TCP ซึ่งเรียกว่าประสิทธิภาพของโครงข่าย (Efficiency of the Network) [8]

กำหนดให้  $N$  คือจำนวนคู่ของแหล่งกำเนิดกับปลายทางของ TCP ที่ส่งข้อมูลเข้าไปในโครงข่ายที่มีความจุของสายส่งเป็นคอขวดซึ่งมีค่าเท่ากับ  $R$  บิตต่อวินาที ให้  $X_i$  คือวิสัยสามารถของแหล่งกำเนิดที่  $i$  และให้  $C$  คือวิสัยสามารถของ TCP ที่มากที่สุดที่เป็นไปได้ (Maximum Possible TCP Throughput) ของสายส่ง ดังนั้นประสิทธิภาพของโครงข่ายคือ อัตราส่วนของผลรวมวิสัยสามารถของ TCP จริงๆ (Sum of TCP Throughput) ต่อวิสัยสามารถที่เป็นไปได้ของ TCP สามารถเขียนเป็นสมการได้ดังนี้

$$\text{ประสิทธิภาพ} = \frac{\text{ผลรวมวิสัยสามารถของ TCP}}{\text{วิสัยสามารถของ TCP ที่มากที่สุดที่เป็นไปได้}} \quad (5.1)$$

หรือเขียนใหม่ได้ดังนี้

$$\text{Efficiency} = \frac{\sum_{i=1}^N X_i}{C} \quad (5.2)$$

ค่าวิสัยสามารถของ TCP ( $X_i$ ) เกิดจากการวัดที่ชั้น TCP ของปลายทาง ค่าวิสัยสามารถคือจำนวนไบต์ทั้งหมดที่ปลายทางรับได้ (ไม่รวมการส่งแพ็กเก็ตใหม่และแพ็กเก็ตสูญหาย) หารด้วยเวลาทั้งหมดที่มีการต่อ ค่าวิสัยสามารถที่เป็นไปได้มากที่สุดของ TCP ( $C$ ) คือค่าวิสัยสามารถที่ชั้น TCP ได้รับเมื่อส่งข้อมูลไปบนโครงข่ายที่มีความจุของสายส่งเป็น  $R$  ในวิทยานิพนธ์นี้ส่วนใหญ่จะใช้ขนาดแพ็กเก็ตของ TCP (MSS) เท่ากับ 1,460 ไบต์ ซึ่งเป็นขนาดแพ็กเก็ตที่ใช้ส่งในระบบ Ethernet LAN ฉะนั้นเราจะหาวิสัยสามารถที่เป็นไปได้มากที่สุดของ TCP ดังนี้

เมื่อโพรโทคอล TCP ทำงานอยู่บนการบริการ GFR ซึ่งมีอัตราเร็วในการส่งข้อมูลเป็น 149.76 Mbps และมีขนาด MTU เท่ากับ 1,500 ไบต์ ชั้น ATM จะได้รับข้อมูลขนาด 1,460 ไบต์ (MSS) รวมกับส่วนหัวของ TCP 20 ไบต์, ส่วนหัวของ IP 20 ไบต์, ส่วนหัวของ LLC 8 ไบต์ และส่วนท้ายของ AAL5 อีก 8 ไบต์ โดยจะมีการเติมบิตเพิ่มเข้าไปเพื่อให้ได้ 32 เซลล์ ATM ดังนั้นในแต่ละแพ็กเก็ตของ TCP ในชั้น ATM จะมีจำนวนไบต์ทั้งหมด 1,696 ไบต์ ฉะนั้นค่าวิสัยสามารถสูงสุดที่เป็นไปได้คือ  $1460/1696 = 86.08\%$  หรือ 128.921 Mbps โดยประมาณ รูปที่ 5.5 แสดงชั้นและโครงสร้างของ Protocol Data Units

ในโครงข่ายจะต้องมีการจัดสรรให้ค่าวิสัยสามารถของแหล่งกำเนิดที่แข่งขันกันใช้โครงข่ายมีความยุติธรรม (Fairness) ค่าความยุติธรรมถูกกำหนดขึ้นเพื่อเป็นการรับประกันการบริการ โดยบริการ GFR ใช้รับประกันอัตราบริการต่ำที่สุดให้ผู้ใช้ ค่าความยุติธรรมของ TCP บนการบริการ GFR สามารถกำหนดให้เป็นความสามารถอย่างหนึ่งของการบริการ GFR เพื่อให้ค่าวิสัยสามารถเหมาะสมตามค่า MCR ของการต่อทุกๆ ครั้งของ TCP ที่มีการส่งข้อมูลอย่างต่อเนื่องบนโครงข่าย ATM กำหนดให้ค่าความยุติธรรมใช้เป็นดัชนี Fairness Index (F) ซึ่งค่า Fairness Index เป็นฟังก์ชันของความแปรปรวนของวิสัยสามารถของ TCP [8, 14] โดยเขียนเป็นสมการที่ (5.3) ได้ดังนี้

$$\text{Fairness Index} = \frac{\left( \sum_{i=1}^N \frac{X_i}{f_i} \right)^2}{N \times \sum_{i=1}^N \left( \frac{X_i}{f_i} \right)^2} \quad (5.3)$$



ค่า  $x_i$  คือค่า Effective Throughput ของการต่อที่  $i$  โดยค่า Effective Throughput กำหนดให้เป็นจำนวนแพ็กเก็ตที่ปลายทางรับได้ในช่วงเวลาใดเวลาหนึ่ง  $N$  คือจำนวนแหล่งกำเนิด TCP และค่า  $f_i$  คือค่าแบนด์วิดท์ที่ยุติธรรมของช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่องในโครงข่าย ดังนั้นค่า Fairness Index จึงมีค่าอยู่ในช่วง 0 ถึง 1 ถ้า Fairness Index มีค่าเท่ากับ 1 แสดงว่าช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่องมีความยุติธรรมในการส่งข้อมูลสูงที่สุด

แบบจำลอง Peer to Peer 5 Routers กำหนดให้ค่า  $f_i$  สำหรับช่องสัญญาณเสมือน VC1 ถึง VC5 เมื่อ MCR = 85% เป็น 10 Mbps, 20 Mbps, 30 Mbps, 40 Mbps และ 50 Mbps ตามลำดับ และ  $f_i$  สำหรับช่องสัญญาณเสมือน VC1 ถึง VC5 เมื่อ MCR = 50% เป็น 5 Mbps, 10 Mbps, 15 Mbps, 20 Mbps และ 25 Mbps ตามลำดับ

แบบจำลอง Peer to Peer 10 Routers กำหนดให้ค่า  $f_i$  สำหรับช่องสัญญาณเสมือน VC1 ถึง VC10 เมื่อ MCR = 85% เป็น 10 Mbps (5 ช่องสัญญาณเสมือน) และ 20 Mbps (5 ช่องสัญญาณเสมือน) ตามลำดับ และ  $f_i$  สำหรับช่องสัญญาณเสมือน VC1 ถึง VC10 เมื่อ MCR = 50% เป็น 5 Mbps (5 ช่องสัญญาณเสมือน) และ 10 Mbps (5 ช่องสัญญาณเสมือน) ตามลำดับ

แบบจำลอง Chain กำหนดให้ค่า  $f_i$  เมื่อ MCR = 85% สำหรับช่องสัญญาณเสมือน A1, B1, C1 และ D1 เท่ากับ 10 Mbps, สำหรับช่องสัญญาณเสมือน A2, B2, C2 และ D2 เท่ากับ 20 Mbps, สำหรับช่องสัญญาณเสมือน A3, B3, C3 และ D3 เท่ากับ 30 Mbps, สำหรับช่องสัญญาณเสมือน A4, B4, C4 และ D4 เท่ากับ 40 Mbps และสำหรับช่องสัญญาณเสมือน A5, B5, C5 และ D5 เท่ากับ 50 Mbps ตามลำดับ และลดค่า  $f_i$  เมื่อ MCR = 50% ลงเป็น 5 Mbps, 10 Mbps, 15 Mbps, 20 Mbps และ 25 Mbps ตามลำดับ

## บทที่ 6

### ผลการจำลองแบบและการวิเคราะห์

บทนี้จะจำลองแบบการทำงานของอัลกอริทึมที่ได้เสนอขึ้นมาเพื่อปรับปรุงให้โครงข่ายมีประสิทธิภาพมากขึ้น และจะกล่าวถึงผลการจำลองแบบการทำงานของอัลกอริทึม BADT (Buffer Allocation with Dynamic Threshold) ซึ่งใช้เทคนิค per VC Accounting ร่วมกับจุดเริ่มเปลี่ยนพลวัตเพื่อปรับปรุงสมรรถนะของ TCP โดยเปรียบเทียบกับอัลกอริทึม Double-EPD, Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting และ DFBA บนแบบจำลอง Peer to Peer 5 Routers, Peer to Peer 10 Routers และ Chain ในโครงข่ายแบบ LAN และ WAN ผู้วิจัยจะแบ่งพิจารณาแหล่งกำเนิดทราฟฟิกในโครงข่ายออกเป็น 2 กรณี (เพื่อศึกษาถึงความสามารถในการรับรองอัตราบริการต่ำที่สุด) คือ กรณีแรกกำหนดให้แบบจำลองมีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR (Greedy Source) ทั้งหมดในโครงข่าย และในกรณีที่สองกำหนดให้โครงข่ายมีทั้งแหล่งกำเนิดทราฟฟิกที่เป็นบริการ GFR และ rt-VBR ในโครงข่าย แหล่งกำเนิดทราฟฟิกที่เป็นบริการ rt-VBR จะแย่งใช้แบนด์วิดท์จากแหล่งกำเนิดทราฟฟิกที่เป็นบริการ GFR ทำให้แหล่งกำเนิดทราฟฟิกที่เป็นบริการ GFR สามารถใช้แบนด์วิดท์ได้เฉพาะแบนด์วิดท์ที่เหลือจากแหล่งกำเนิดทราฟฟิกที่เป็นบริการ rt-VBR เท่านั้น ข้อกำหนดต่างๆ ของแบบจำลองได้กล่าวมาแล้วในบทที่ 5 นอกจากนี้ในบทนี้จะปรับพารามิเตอร์ของ TCP เพื่อศึกษาผลกระทบของพารามิเตอร์ของ TCP ที่มีต่อสมรรถนะของอัลกอริทึมแบบต่างๆ ด้วย

#### 6.1 ผลการคำนวณและการจำลองแบบของอัตราบริการต่ำที่สุด

ในตอนนี้จะพิจารณาถึงการรับประกันการส่งข้อมูลที่อัตราบริการต่ำที่สุดในช่องสัญญาณเสมือน (GFR VC) แต่ละช่อง โดยจะเปรียบเทียบผลที่ได้จากการคำนวณและการจำลองแบบ เพื่อนำไปอ้างอิงกับการรับประกันข้อมูลที่อัตราบริการต่ำที่สุดของอัลกอริทึมแบบต่างๆ ในหัวข้ออื่นๆ ต่อไป

สำหรับการคำนวณหาอัตราบริการต่ำที่สุดจะพิจารณาจากค่า MCR ที่โครงข่ายรับรองบริการให้แก่ช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่อง โดยคิดเฉพาะค่าวิสัยสามารถสูงสุดที่เป็นไปได้ จากหัวข้อที่ 5.3 ค่าวิสัยสามารถสูงสุดที่เป็นไปได้ของอัตราบริการต่ำที่สุด (Optimum Throughput หรือ OT) หาได้ดังนี้

$$OT = (MSS \times MCR) / \left( \left[ \frac{MSS + 56}{48} \right] \times 53 \right) \quad (6.1)$$

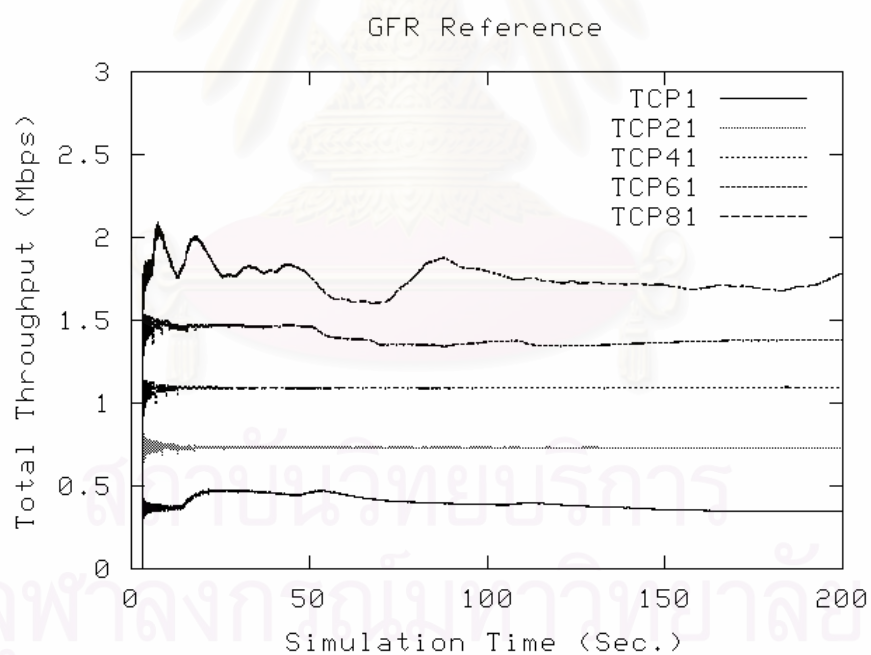
โดยใช้ขนาดแพ็กเก็ตของ TCP (MSS) เท่ากับ 1,460 ไบต์ และเพิ่มส่วนหัวของ TCP 20 ไบต์, ส่วนหัวของ IP 20 ไบต์, LLC 8 ไบต์ และส่วนท้ายของ AAL5 8 ไบต์ (รวมเป็น 56 ไบต์) และเซตค่า

MCR เป็น 85% ของความจุโครงข่าย ส่วนการจำลองแบบการทำงานใช้อัลกอริทึม EPD บนแบบจำลอง Peer to Peer 5 Routers โดยมีแหล่งกำเนิด TCP จำนวน 20 แหล่งต่อกับเราเตอร์ 1 ตัวส่งข้อมูลผ่าน ช่องสัญญาณเสมือนเดียวกัน และลดความจุของสายส่งโครงข่ายระหว่าง ATM Switch กับเราเตอร์ ปลายทางของช่องสัญญาณเสมือน VC1 ถึง VC5 จาก PCR = 149.76 Mbps ลงเป็น 8.5 Mbps, 17 Mbps, 25.5 Mbps, 34 Mbps และ 42.5 Mbps ตามลำดับ ส่วนแบนด์วิดท์ของสายส่งอื่นกำหนดเป็น 149.76 Mbps บัฟเฟอร์ที่สวิตช์มีขนาด 16,000 เซลล์ จุดเริ่มเปลี่ยน EPD เท่ากับ 14,400 เซลล์ (90% ของขนาดบัฟเฟอร์)

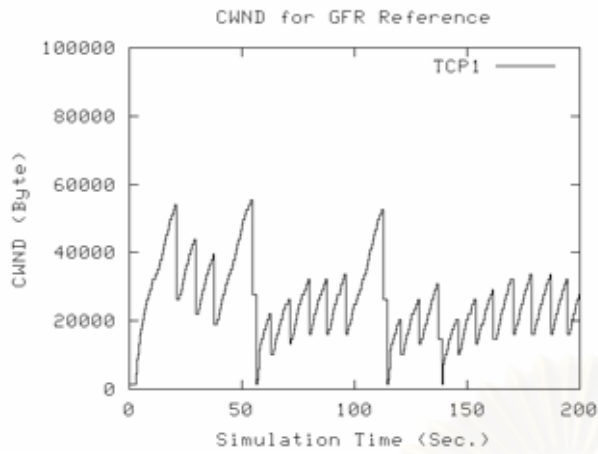
ตารางที่ 6.1 แสดงผลการคำนวณและการจำลองแบบของอัตราบริการต่ำที่สุด โดยค่า Optimum Throughput เป็นอัตราบริการต่ำที่สุดที่ได้จากการคำนวณในสมการที่ (6.1) ซึ่งเป็นอัตราบริการต่ำที่สุดที่เป็นไปได้ ส่วน GFR Reference เป็นอัตราบริการต่ำที่สุดที่ได้จากการจำลองแบบ รูปที่ 6.1 แสดง TCP Throughput ที่ปลายทางได้รับ ณ เวลาต่างๆ ที่ได้จากการจำลองแบบ โดยแสดงผลเฉพาะ TCP ปลายทาง 1 แหล่งในช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่องเท่านั้น เช่น TCP1 ในช่องสัญญาณเสมือน GFR VC1 ซึ่งมีแหล่งกำเนิด TCP1 ถึง TCP20 ส่งข้อมูลผ่านช่องสัญญาณเสมือน GFR VC1 นี้ หรือ TCP81 ใน ช่องสัญญาณเสมือน GFR VC5 ซึ่งมีแหล่งกำเนิด TCP81 ถึง TCP100 ส่งข้อมูลผ่านช่องสัญญาณเสมือน GFR VC5 นี้ โดยแหล่งกำเนิดในช่องสัญญาณเสมือนเดียวกันจะมี TCP Throughput ใกล้เคียงกันมาก จึงแสดงผลเพียง 1 แหล่งกำเนิด TCP เท่านั้น ส่วนรูปที่ 6.2 แสดงขนาด Congestion Windows ของแหล่งกำเนิด TCP ที่ได้จากการจำลองแบบ

ตารางที่ 6.1 ผลการคำนวณ (OT) และการจำลองแบบ (GFR Reference) ของอัตราบริการต่ำที่สุด

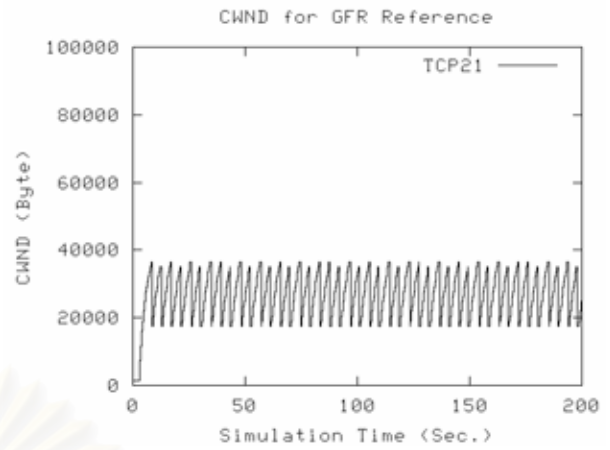
	Minimum Cell Rate(Mbps)	Optimum Throughput (Mbps)	GFR Reference (Mbps)
GFR VC1	8.5	7.317	7.296
GFR VC2	17.0	14.634	14.634
GFR VC3	25.5	21.952	21.951
GFR VC4	34.0	29.269	29.158
GFR VC5	42.5	36.586	36.396
Total Throughput (Mbps)	127.5	109.583	109.436
Fairness Index	1	1	0.99999



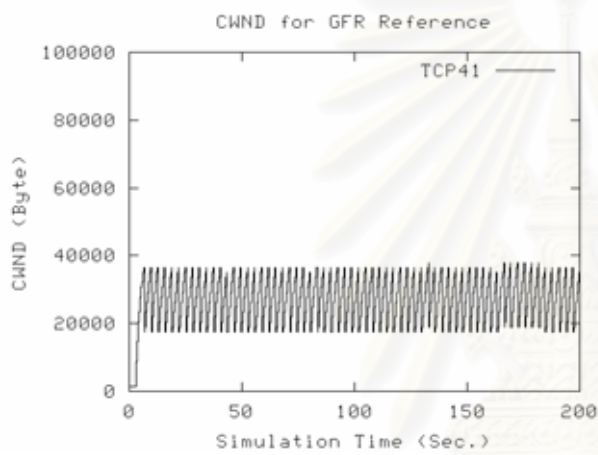
รูปที่ 6.1 TCP Throughput ของการจำลองแบบ



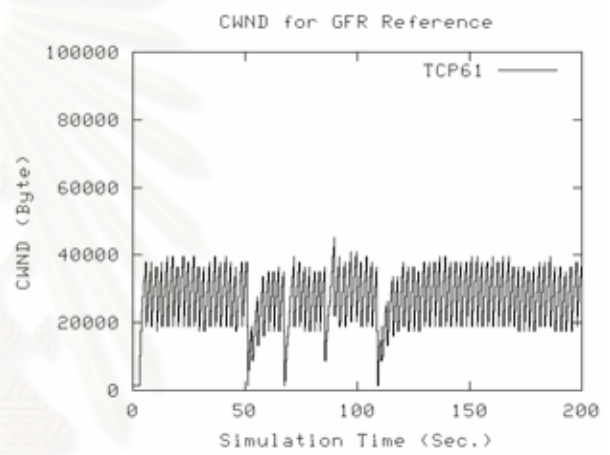
(น) VC 1, MCR = 8.5 Mbps



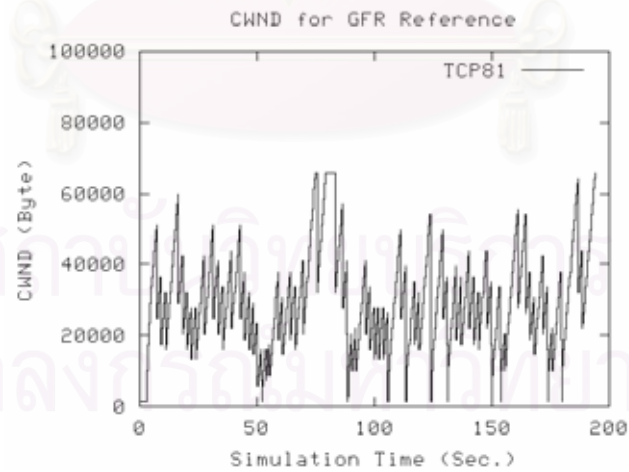
(๑) VC 2, MCR = 17 Mbps



(ค) VC 3, MCR = 25.5 Mbps



(ง) VC 4, MCR = 34 Mbps



(จ) VC 5, MCR = 42.5 Mbps

รูปที่ 6.2 Congestion Windows ในห้องสัญญาณเสมือนต่างๆ

### 6.1.1 การวิเคราะห์ผลของการคำนวณและการจำลองแบบของอัตราบริการต่ำที่สุด

การส่ง TCP ที่มีขนาด MSS เท่ากับ 1,460 ไบต์บนข่ายเชื่อมโยง 149.76 Mbps จะได้ค่าวิสัยสามารถสูงสุดที่เป็นไปได้ (Maximum Possible Throughput) เป็น 128.921 Mbps จากตารางที่ 6.1 กำหนดให้ค่า MCR เป็น 85% ของข่ายเชื่อมโยง ซึ่งจะทำให้อัตราส่งข้อมูล TCP ที่ได้จากการจำลอง-แบบเป็น 109.583 Mbps โดยค่าวิสัยสามารถจากการจำลองแบบคิดเป็น 99.867% ของค่าวิสัยสามารถจากการคำนวณ จึงถือว่าโปรแกรมที่ใช้ทดสอบมีความน่าเชื่อถือได้ ค่าวิสัยสามารถจากการจำลองแบบนี้เป็นวิสัยสามารถที่แหล่งกำเนิด TCP ส่งข้อมูลได้จริงและจะนำมาใช้เป็นตัวอ้างอิงเพื่อเปรียบเทียบว่า อัลกอริทึมต่างๆ สามารถรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุดได้หรือไม่ ถ้าค่าวิสัยสามารถที่ปลายทางได้รับในช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่องมากกว่าอัตราบริการต่ำที่สุดที่รับรองไว้ จะถือว่าโครงข่ายสามารถรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุดได้

การเลือกเวลาที่เหมาะสมในการจำลองแบบ ใช้การพิจารณาจากค่าวิสัยสามารถ โดยถือว่าช่วงที่ระบบเสถียรจะให้ค่าวิสัยสามารถของทุกแหล่งกำเนิดที่เวลาต่างๆ คงที่ ดังนั้นจึงเลือกใช้เวลาในการจำลองแบบเท่ากับ 200 sec ดังแสดงในรูปที่ 6.1

รูปที่ 6.1 แสดง TCP Throughput ของแหล่งกำเนิด TCP จำนวน 1 แหล่งกำเนิดในช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่อง โดยแหล่งกำเนิดเหล่านี้ต้องแย่งกันใช้แบนด์วิดท์จากแหล่งกำเนิด TCP จำนวน 20 แหล่งและออกจากเราเตอร์ตัวเดียวกัน ผ่านช่องสัญญาณเสมือนเดียวกัน และถือว่าไม่มีข้อมูลสูญหายใน เราเตอร์ ดังนั้นอัตราการส่งข้อมูลในแหล่งกำเนิด TCP แต่ละแหล่งในเราเตอร์เดียวกันควรมีค่าใกล้เคียงกัน เช่น ในช่องสัญญาณเสมือน GFR VC1 โครงข่ายรับรองบริการต่ำที่สุดเท่ากับ 8.5 Mbps ดังนั้น TCP1 จึงมีอัตราส่งข้อมูลเป็น  $8.5/20 = 0.425$  Mbps ดังแสดงในรูปที่ 6.1 เมื่อเปรียบเทียบ แหล่งกำเนิดนี้กับแหล่งกำเนิดที่ส่งผ่านเราเตอร์อื่น ค่าวิสัยสามารถที่ส่งได้จะแตกต่างกัน ขึ้นอยู่กับค่า PCR ของสายส่งระหว่าง ATM Switch กับเราเตอร์ปลายทาง ดังนั้นวิสัยสามารถของแหล่งกำเนิด TCP81 ซึ่งมี PCR ของสายส่งปลายทาง 42.5 Mbps จึงมีค่าสูงสุด และลดลงในแหล่งกำเนิด TCP61, TCP41, TCP21 และ TCP1 ตามลำดับ แต่สำหรับการใช้งานในแบบจำลองอื่นๆ จะถือว่าสายส่งทุกสายมีค่า PCR เป็น 149.76 Mbps และช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่องมีค่า MCR แตกต่างกัน ดังนั้น แหล่งกำเนิด TCP จึงสามารถนำแบนด์วิดท์ที่เหลือจากการรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุด (เช่น MCR = 85% ของความจุข่ายเชื่อมโยงสูงสุด จะมีแบนด์วิดท์เหลือในข่ายเชื่อมโยงเท่ากับ 15% ของความจุ ข่ายเชื่อมโยงสูงสุด) มาใช้ส่งข้อมูลเพิ่มได้ เพื่อเพิ่มค่าวิสัยสามารถของ TCP ให้สูงขึ้น ซึ่งขึ้นอยู่กับ ประสิทธิภาพการจัดการบัฟเฟอร์ของอัลกอริทึมที่นำมาใช้งาน

นอกจากพิจารณาว่าวิสัยสามารถที่ TCP ส่งได้แล้ว ต้องพิจารณาความยุติธรรมในการส่งข้อมูลด้วย จากตารางที่ 6.1 ค่าความยุติธรรมในการส่งข้อมูลมีค่าเป็น 1 โดยในช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่องสามารถส่งข้อมูลได้เท่ากับ PCR ของสายส่งระหว่าง ATM Switch กับเราเตอร์ปลายทาง แต่ในการจำลองแบบอื่นๆ จะมีแบนด์วิดท์เหลือในสายส่ง ดังนั้นเพื่อความยุติธรรม แหล่งกำเนิดควรส่งข้อมูลได้เกินอัตราบริการต่ำที่สุดที่รับประกันไว้ โดยขึ้นกับค่าถ่วงน้ำหนัก (MCR) ของช่องสัญญาณเสมือน แต่ละช่อง

รูปที่ 6.2 แสดง CWND (Congestion Windows) ของแหล่งกำเนิด TCP แหล่งกำเนิดในช่องสัญญาณเสมือน GFR VC1 มีอัตราบริการต่ำที่สุดเป็น 8.5 Mbps ถือว่ามีการรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุดต่ำกว่าช่องสัญญาณเสมือน GFR VC2 ถึง GFR VC5 ดังนั้นจึงมีจำนวนแพ็กเก็ตที่ถูกแท็กจาก อัลกอริทึม F-GCRA ใน UPC มากที่สุด และแพ็กเก็ตเหล่านี้มีโอกาสถูกทิ้งที่สวิตช์มากกว่าแพ็กเก็ตของแหล่งกำเนิดในช่องสัญญาณเสมือนอื่นๆ ด้วย เมื่อแพ็กเก็ตถูกทิ้งที่สวิตช์ ทำให้แหล่งกำเนิด TCP ต้องส่งแพ็กเก็ตที่ถูกทิ้งเหล่านี้ใหม่อีกครั้ง โดยหยุดส่งข้อมูลอื่นๆ จนกว่าจะได้รับแพ็กเก็ตเหล่านี้ครบ แหล่งกำเนิดในช่องสัญญาณเสมือน GFR VC1 ต้องส่งแพ็กเก็ตที่ถูกทิ้งใหม่จำนวนมากที่สุด จึงเกิดการ แข่งขันในการ Retransmit ข้อมูลจากแหล่งกำเนิด TCP ทั้ง 20 แหล่งในช่องสัญญาณเสมือนเดียวกันมากขึ้น ดังนั้นค่า CWND ในการส่งข้อมูลใหม่ของแหล่งกำเนิด TCP1 ถึง TCP20 จึงเพิ่มขึ้นเข้ามา และแหล่งกำเนิด TCP สามารถส่งข้อมูลได้เร็วขึ้นเมื่อการรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุดมีค่ามากขึ้น

ค่า  $CWND_{max}$  ของแหล่งกำเนิด TCP มีค่าสูงที่สุดเท่ากับขนาดบัฟเฟอร์ของการส่ง TCP ซึ่งในการจำลองแบบกำหนดไว้เท่ากับ 64 KB ดังนั้นเมื่อกลไก SACK TCP ส่งข้อมูลที่สูญหายใหม่อีกครั้ง ระดับ CWND จะเพิ่มขึ้นแบบเชิงเส้น และค่า CWND จะถูกขลิบเมื่อ  $CWND \geq 64 \text{ KB}$  เนื่องจากบัฟเฟอร์ของการส่งข้อมูล TCP ล้น ดังแสดงในรูปที่ 6.2 (จ)

## 6.2 ผลการจำลองแบบผลกระทบของพารามิเตอร์ต่างๆ ที่สำคัญ สำหรับการบริการข้อมูล GFR

### 6.2.1 ผลกระทบของการปรับจุดเริ่มเปลี่ยน LBO (Low Buffer Occupancy) ที่มีต่อสมรรถนะ TCP

ผลการจำลองแบบในส่วนนี้แสดงการศึกษาถึงผลกระทบในการปรับระดับจุดเริ่มเปลี่ยนของ อัลกอริทึม BADT ที่มีต่อสมรรถนะ TCP โดยเปรียบเทียบกับอัลกอริทึม Double-EPD, อัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting และอัลกอริทึม DFBA บนแบบจำลอง Peer to Peer 5 Routers ใน โครงข่ายแบบ WAN จุดเริ่มเปลี่ยนของอัลกอริทึม BADT มีหลายจุดเริ่มเปลี่ยน เช่น จุดเริ่ม-เปลี่ยน HBO (High Buffer Occupancy) เป็นจุดเริ่มเปลี่ยนด้านสูง จุดเริ่มเปลี่ยน LBO (Low Buffer Occupancy) เป็น จุดเริ่มเปลี่ยนด้านต่ำ ระดับ Fair Share (จุดเริ่มเปลี่ยน  $T_f$ ) และจุดเริ่มเปลี่ยน  $TH_f$  แต่ระดับ Fair Share และจุดเริ่มเปลี่ยน  $TH_f$  เป็นจุดเริ่มเปลี่ยนที่สวิตช์จะเป็นตัวคำนวณหาอัตโนมัติเมื่อมีแพ็กเก็ตใหม่เข้ามาที่ สวิตช์ ส่วนจุดเริ่มเปลี่ยน LBO และ HBO เป็นจุดเริ่มเปลี่ยนที่มีค่าคงที่ (Global) จำเป็นต้องกำหนด ระดับจุดเริ่มเปลี่ยนที่แน่นอน จุดเริ่มเปลี่ยน LBO เป็นจุดเริ่มเปลี่ยนที่มีความสำคัญในการรับประกันอัตรา บริการต่ำที่สุดเป็นลำดับแรก เพราะทำหน้าที่ที่ถึงแพ็กเก็ตที่ถูกแท็กมา มีผลให้วิสัยสามารถของ TCP ลดลง ได้เนื่องจากเซลล์เกิดการสูญหาย ในการจำลองแบบนี้จะทำการปรับ จุดเริ่มเปลี่ยน LBO ทีละจุด เพื่อ ศึกษาผลกระทบของจุดเริ่มเปลี่ยน LBO ที่มีต่อวิสัยสามารถและความ ยุติธรรม

ค่าคงที่ ใช้ขนาดบัฟเฟอร์ที่สวิตช์เท่ากับ 16,000 เซลล์, จุดเริ่มเปลี่ยน HBO เท่ากับ 14,400 เซลล์ และระยะทางระหว่างต้นทางกับสวิตช์ เท่ากับ 500 กิโลเมตร ระยะทางระหว่าง ATM Switch เท่ากับ 2,000 กิโลเมตร

ค่าที่ปรับ LBO เท่ากับ 0%, 10%, 12.5%, 15%, 20%, 30%, 40%, 50%, 60%, 70% ของขนาด บัฟเฟอร์

ตารางที่ 6.2 และ 6.3 และรูปที่ 6.3 และ 6.4 แสดงประสิทธิภาพและค่าความยุติธรรมของ อัลกอริทึมต่างๆ เมื่อปรับระดับจุดเริ่มเปลี่ยน LBO

จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย



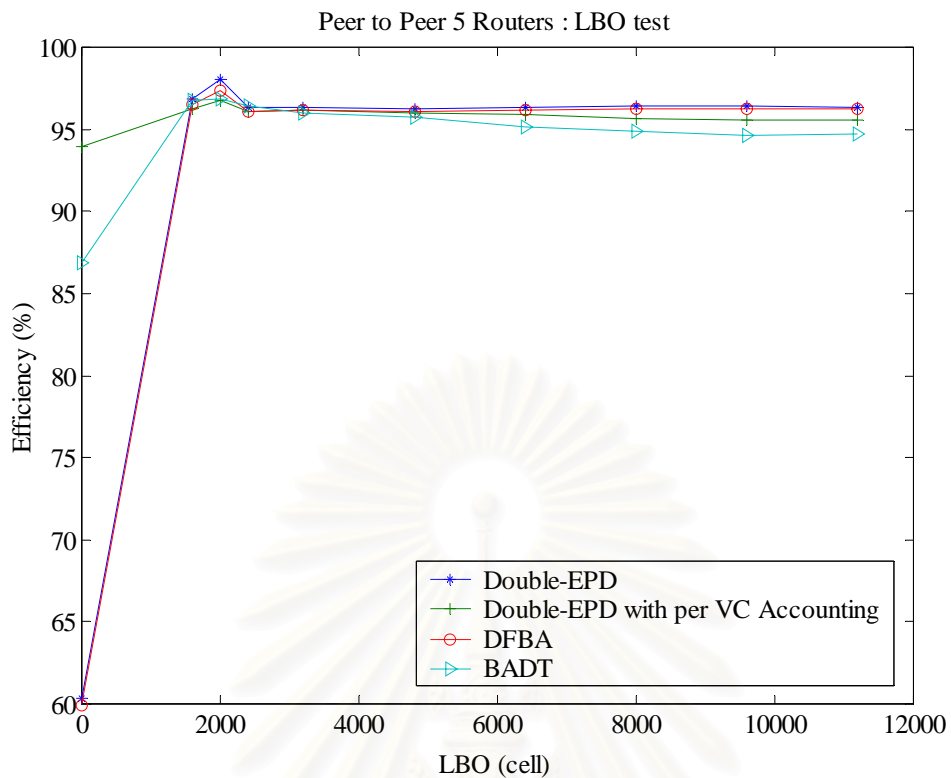
- ผลการปรับจุดเริ่มเปลี่ยน LBO

ตารางที่ 6.2 ประสิทธิภาพของโครงข่าย เมื่อปรับจุดเริ่มเปลี่ยน LBO

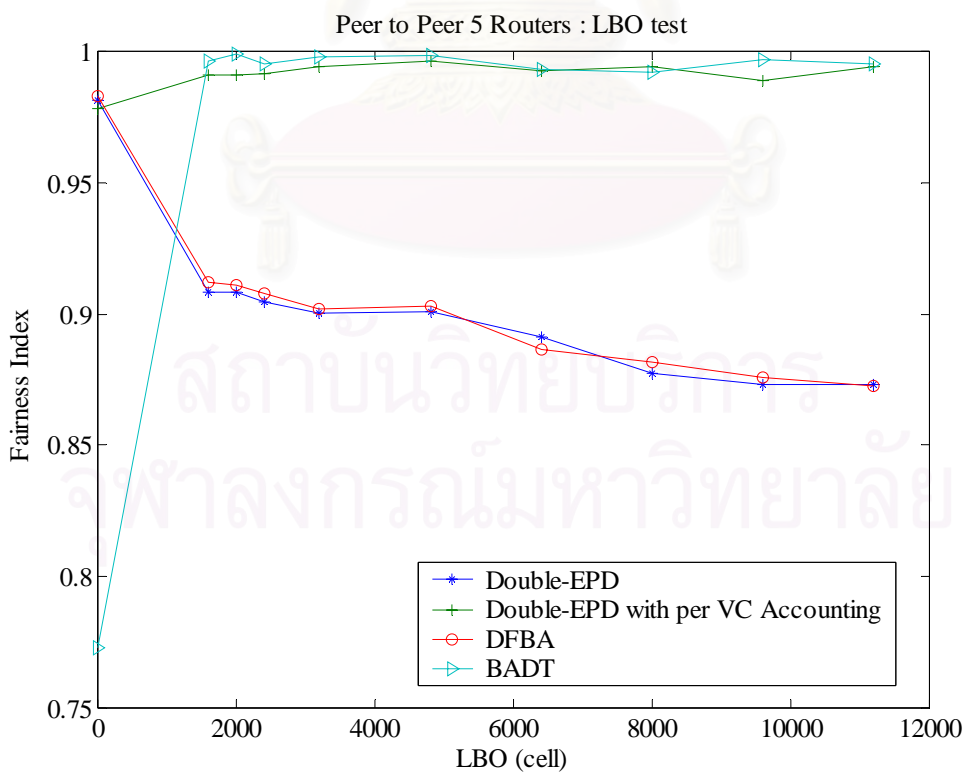
LBO	Double-EPD (%)	Double-EPD with per VC Accounting (%)	DFBA (%)	BADT (%)
0%	60.3271	93.9431	59.9160	86.8973
10%	96.8759	96.2126	96.4641	96.7669
12.5%	<u>98.0231</u>	<u>96.7382</u>	<u>97.3498</u>	<u>96.8819</u>
15%	96.3113	96.1062	96.1093	96.3839
20%	96.3202	96.1457	96.1347	95.9666
30%	96.2637	95.9574	96.0391	95.7664
40%	96.3355	95.9361	96.1303	95.1329
50%	96.4020	95.6418	96.2524	94.8790
60%	96.4218	95.6070	96.2539	94.6029
70%	96.3495	95.5707	96.2324	94.7027

ตารางที่ 6.3 ค่าความยุติธรรม เมื่อปรับจุดเริ่มเปลี่ยน LBO

LBO	Double-EPD	Double-EPD with per VC Accounting	DFBA	BADT
0%	<u>0.9812</u>	0.9782	<u>0.9827</u>	0.7729
10%	0.9083	<u>0.9907</u>	<u>0.9118</u>	0.9964
12.5%	<u>0.9084</u>	<u>0.9907</u>	0.9112	<u>0.9991</u>
15%	0.9045	0.9914	0.9080	0.9953
20%	0.9004	0.9941	0.9019	0.9977
30%	0.9007	<u>0.9961</u>	0.9032	0.9982
40%	0.8915	0.9924	0.8867	0.9929
50%	0.8773	0.9939	0.8817	0.9918
60%	0.8733	0.9890	0.8758	0.9967
70%	0.8729	0.9942	0.8728	0.9954



รูปที่ 6.3 ผลการเปรียบเทียบประสิทธิภาพของโครงข่าย เมื่อปรับจุดเริ่มเปลี่ยน LBO



รูปที่ 6.4 ผลการเปรียบเทียบค่าความยุติธรรม เมื่อปรับจุดเริ่มเปลี่ยน LBO

## 6.2.2 การวิเคราะห์ผลกระทบของการปรับจุดเริ่มเปลี่ยน LBO (Low Buffer Occupancy) ที่มีต่อสมรรถนะ TCP

จากผลการจำลองแบบดังแสดงในตารางที่ 6.2 และรูปที่ 6.3 เป็นการปรับระดับจุดเริ่มเปลี่ยน LBO พบว่าประสิทธิภาพของโครงข่ายในการส่งข้อมูล TCP ของบัพเฟอร์ขนาด 16,000 เซลล์ในอัลกอริทึมต่างๆ จะมีค่าสูงในช่วง 12.5 เปอร์เซ็นต์ของขนาดบัพเฟอร์ (2,000 เซลล์) ซึ่งมีค่ามากที่สุด ที่บัพเฟอร์ขนาดค่านี้นี้เนื่องจากการใช้งานบัพเฟอร์ได้อย่างเต็มประสิทธิภาพ โดยค่าประสิทธิภาพเรียงจากมากไปน้อยได้ดังนี้คืออัลกอริทึม Double-EPD, DFBA, BADT และ Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting มีประสิทธิภาพเป็น 98.0231%, 97.3498%, 96.8819% และ 96.7382% ประสิทธิภาพในการส่งข้อมูลของอัลกอริทึมต่างๆ จะมีค่าลดลงเมื่อระดับจุดเริ่มเปลี่ยน LBO มีค่าน้อยกว่า 2,000 เซลล์ เนื่องจากที่ระดับจุดเริ่มเปลี่ยนน้อยกว่า 2,000 เซลล์มีจำนวนแพ็กเก็ตที่ถูกแท็กเข้าไปใช้บัพเฟอร์ได้น้อยเกินไปอันเนื่องมาจากกลไกการทิ้งแพ็กเก็ตของจุดเริ่มเปลี่ยน LBO และมีแพ็กเก็ตที่เสียเกิดขึ้นในโครงข่าย เมื่อแพ็กเก็ตที่เสียนี้ไปถึงปลายทางแล้ว ปลายทางไม่สามารถใช้งานแพ็กเก็ตนั้นได้ จึงต้องมีการส่งแพ็กเก็ตนั้นใหม่ทำให้สูญเสียแบนด์วิดท์ในโครงข่ายและทำให้ประสิทธิภาพลดลง ระดับจุดเริ่มเปลี่ยน LBO ของอัลกอริทึม BADT และ Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting ที่ระดับสูงกว่าระดับ 2,000 เซลล์จะมีค่าประสิทธิภาพลดต่ำลงไปเรื่อยๆ เมื่อระดับจุดเริ่มเปลี่ยน LBO มีค่าเพิ่มขึ้นเนื่องจากบัพเฟอร์ของสวิตช์มีการใช้งานต่ำลงเรื่อยๆ แต่อัลกอริทึม Double-EPD และ DFBA มีค่าประสิทธิภาพลดลงเมื่อระดับจุดเริ่มเปลี่ยนสูงกว่าระดับ 2,000 เซลล์และสูงขึ้นเล็กน้อยในช่วง 8,000 เซลล์ (50% ของขนาดบัพเฟอร์) เนื่องจากที่ระดับสูงกว่า 2,000 เซลล์ แพ็กเก็ตที่ถูกแท็กสามารถเข้าใช้บัพเฟอร์ได้มาก แต่ระดับจุดเริ่มเปลี่ยน LBO ที่มีค่าสูงเกินไปอาจเป็นสาเหตุให้แพ็กเก็ตที่ได้รับการประกันข้อมูลไว้ถูกทิ้งที่สวิตช์ และแพ็กเก็ตที่ถูกแท็กมาใช้งานบัพเฟอร์ได้ ซึ่งแพ็กเก็ตเหล่านี้ถือว่าเป็นแพ็กเก็ตที่ไม่สมควรได้รับการรับรองอัตราส่งข้อมูล

จากตารางที่ 6.3 และรูปที่ 6.4 แสดงค่า Efficiency และ Fairness Index หรือความยุติธรรมในการส่งข้อมูล TCP ตามลำดับ โดยจะพบว่าค่า Fairness Index ของอัลกอริทึม Double-EPD และ DFBA มีค่าสูงที่สุดที่ระดับจุดเริ่มเปลี่ยน LBO เท่ากับ 0% ของขนาดบัพเฟอร์ แต่มีประสิทธิภาพต่ำที่สุดที่ระดับจุดเริ่มเปลี่ยน LBO ค่านี้นี้ ดังแสดงในตารางที่ 6.2 และรูปที่ 6.3 เนื่องจากที่ระดับจุดเริ่มเปลี่ยน LBO เท่ากับ 0% ของขนาดบัพเฟอร์ ทำให้ทุกแพ็กเก็ตที่ถูกแท็กมาจากส่วน UPC ถูกทิ้งที่สวิตช์ และแพ็กเก็ตที่ได้รับการรับรองอัตราบริการต่ำที่สุดเท่านั้นที่ใช้งานบัพเฟอร์ได้ จึงทำให้โครงข่ายมีความยุติธรรมในการส่งข้อมูลสูงที่สุด แต่การทิ้งแพ็กเก็ตที่ถูกแท็กโดยที่บัพเฟอร์ยังมีการใช้งานต่ำจะทำให้ประสิทธิภาพของโครงข่ายลดลง ดังนั้นการเลือกระดับจุดเริ่มเปลี่ยน LBO จึงจำเป็นต้องพิจารณาทั้งประสิทธิภาพและความยุติธรรมในการส่งข้อมูลในโครงข่ายควบคู่กันด้วย ค่า Fairness Index ของ อัลกอริทึม Double-EPD

และ DFBA มีค่าลดลงเมื่อเพิ่มระดับจุดเริ่มเปลี่ยน LBO สำหรับค่า Fairness Index ของอัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting และ BADT มีค่าสูงที่สุดที่ระดับ จุดเริ่มเปลี่ยน LBO เท่ากับ 30% และ 12.5% ของขนาดบัพเฟอร์ตามลำดับ ค่า Fairness Index ของระดับจุดเริ่มเปลี่ยน LBO เท่ากับ 2,000 เซลล์ (มีประสิทธิภาพของทุกอัลกอริทึมสูงที่สุด) เรียงจากมากไปน้อยได้ดังนี้ อัลกอริทึม BADT, Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting, DFBA และ Double-EPD เป็น 0.9991%, 0.9907%, 0.9118% และ 0.9084% โดยอัลกอริทึม BADT มีความยุติธรรมในการส่ง ข้อมูลสูงที่สุด เนื่องจากอัลกอริทึม BADT มีการนำเอาแบนด์วิดท์ที่เหลือจากช่องสัญญาณเสมือนที่มีการใช้งานแบนด์วิดท์ต่ำมาแบ่งให้กับช่องสัญญาณเสมือนที่มีความต้องการใช้แบนด์วิดท์สูง ซึ่งดีกว่าทั้งแบนด์วิดท์ที่ไม่ใช้งานไว้โดยเปล่าประโยชน์ โดยการแบ่งแบนด์วิดท์จะขึ้นอยู่กับค่า MCR อัลกอริทึม BADT และ Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting มีการนับจำนวนเซลล์ที่ถูกแท็กในบัพเฟอร์และทิ้งเซลล์เหล่านี้ออกไปเมื่อมีจำนวนเซลล์มากเกินกว่าระดับ LBO ด้วยเหตุนี้จึงทำให้อัลกอริทึมทั้งสองมีค่า Fairness Index มากกว่าอัลกอริทึมอื่นๆ โดยอัลกอริทึม Double-EPD และ DFBA จะไม่มีการนับเซลล์ที่ถูกแท็กในบัพเฟอร์ ฉะนั้นอัลกอริทึม Double-EPD และ DFBA จึงไม่ทราบว่า ช่องสัญญาณเสมือนใดมีการใช้งานบัพเฟอร์ของเซลล์ที่ถูกแท็กมากกว่ากัน เมื่อความยาวคิวเกินจุดเริ่มเปลี่ยน LBO สวิตซ์จึงไม่ทราบว่าควร จะทิ้งเซลล์ของช่องสัญญาณเสมือนช่องใดออกไปก่อน จึงทำให้อัลกอริทึม Double-EPD และ DFBA ทิ้งเซลล์ที่แท็กแบบสุ่ม และเป็นสาเหตุให้ค่าความยุติธรรมต่ำกว่าอัลกอริทึมอื่นๆ

### 6.2.3 ผลกระทบของการปรับจุดเริ่มเปลี่ยน HBO (High Buffer Occupancy) ที่มีต่อสมรรถนะ TCP

ส่วนนี้แสดงผลกระทบในการปรับระดับจุดเริ่มเปลี่ยน HBO ของอัลกอริทึม BADT ที่มีต่อสมรรถนะ TCP โดยเปรียบเทียบกับอัลกอริทึม Double-EPD, อัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting และอัลกอริทึม DFBA

ค่าคงที่ใช้ขนาดบัฟเฟอร์ที่สวิตช์เท่ากับ 16,000 เซลล์, จุดเริ่มเปลี่ยน LBO เท่ากับ 2,000 เซลล์ และระยะทางระหว่างต้นทางกับสวิตช์ เท่ากับ 500 กิโลเมตร ระยะทางระหว่าง ATM Switch เท่ากับ 2,000 กิโลเมตร

ค่าที่ปรับ HBO เท่ากับ 50%, 60%, 70%, 80%, 90%, 95% ของขนาดบัฟเฟอร์

ตารางที่ 6.4, ตารางที่ 6.5 และรูปที่ 6.5 แสดงประสิทธิภาพและค่าความยุติธรรมของอัลกอริทึมต่างๆ เมื่อปรับระดับจุดเริ่มเปลี่ยน HBO

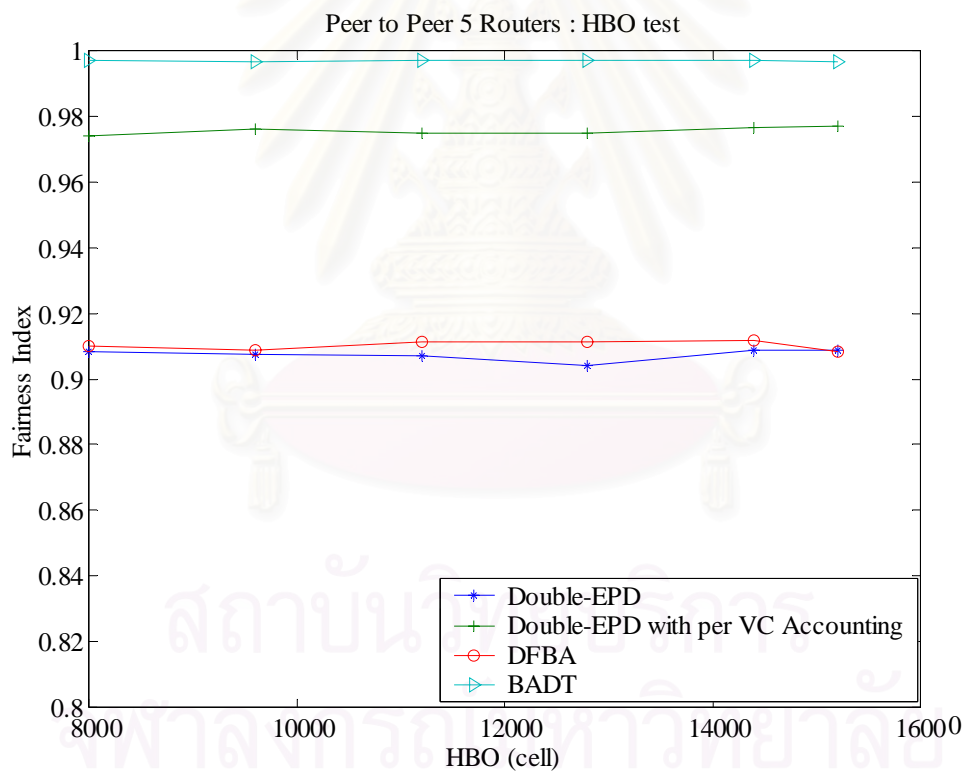
- ผลการปรับจุดเริ่มเปลี่ยน HBO

ตารางที่ 6.4 ประสิทธิภาพ TCP โดยการปรับจุดเริ่มเปลี่ยน HBO

LBO	Double-EPD (%)	Double-EPD with per VC Accounting (%)	DFBA (%)	BADT (%)
50%	96.6415	96.5221	96.7319	96.8359
60%	96.7885	96.5210	96.4318	97.0388
70%	<u>97.1489</u>	96.4763	96.6087	97.0989
80%	96.8550	96.4912	<u>96.9257</u>	97.0701
90%	96.6545	96.4792	96.4454	<u>97.1704</u>
95%	96.8198	<u>96.5767</u>	96.4451	96.9549

ตารางที่ 6.5 ค่าความยุติธรรม โดยการปรับจุดเริ่มเปลี่ยน HBO

LBO	Double-EPD	Double-EPD with per VC Accounting	DFBA	BADT
50%	0.9083	0.9739	0.9102	0.9969
60%	0.9073	0.9761	0.9089	0.9968
70%	0.9072	0.9750	0.9114	0.9970
80%	0.9041	0.9748	0.9115	0.9970
90%	<u>0.9089</u>	<u>0.9765</u>	<u>0.9119</u>	<u>0.9971</u>
95%	0.9087	<u>0.9771</u>	0.9082	0.9967



รูปที่ 6.5 ผลการเปรียบเทียบค่าความยุติธรรม เมื่อปรับจุดเริ่มเปลี่ยน HBO

## 6.2.4 การวิเคราะห์ผลกระทบของการปรับจุดเริ่มเปลี่ยน HBO (High Buffer Occupancy) ที่มีต่อสมรรถนะ TCP

สำหรับการปรับระดับจุดเริ่มเปลี่ยน HBO ของอัลกอริทึมต่างๆ จะไม่มีผลต่อการเปลี่ยนแปลงค่าประสิทธิภาพและค่าความยุติธรรมในการส่งข้อมูลมากนัก ดังแสดงในตารางที่ 6.4 และ 6.5 และ รูปที่ 6.5 เนื่องจากเราถือว่าบัฟเฟอร์มีขนาดใหญ่มาก สามารถรองรับจำนวนเซลล์ที่รับประกันอัตราบริการต่ำที่สุดไว้ได้ โดยไม่ทำให้เกิดการสูญเสียเซลล์เหล่านี้ที่สวิตช์ แต่จะมีผลกระทบเมื่อ แหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ถูกแย่งใช้แบนด์วิดท์จากบริการอื่นๆ เช่นบริการ rt-VBR เป็นต้น ซึ่งบริการ rt-VBR ถือเป็นบริการที่มีลำดับความสำคัญสูงกว่าบริการ GFR ดังนั้นแหล่งกำเนิดทราฟฟิกของบริการ GFR จะเข้าใช้บัฟเฟอร์ได้ก็ต่อเมื่อมีที่ว่างในบัฟเฟอร์เหลือจากบริการ rt-VBR เท่านั้น ซึ่งจะได้ศึกษาในหัวข้ออื่นต่อไป สำหรับประสิทธิภาพที่ระดับจุดเริ่มเปลี่ยน HBO ค่าต่างๆ ของแต่ละ อัลกอริทึมมีการเปลี่ยนแปลงที่ไม่แน่นอน จึงไม่สามารถนำมาพิจารณาเพื่อเลือกระดับจุดเริ่มเปลี่ยน HBO ได้ ค่าความยุติธรรมของอัลกอริทึม Double-EPD, DFBA และ BADT มีค่าสูงที่สุดที่ระดับ จุดเริ่มเปลี่ยน HBO เท่ากับ 90% (14,400 เซลล์) ของขนาดบัฟเฟอร์โดยมีค่าความยุติธรรมเป็น 0.9089, 0.9119 และ 0.9971 ตามลำดับ โดยอัลกอริทึม BADT ให้ค่าความยุติธรรมสูงที่สุด ส่วนอัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting มีค่าความยุติธรรมสูงที่สุดที่ระดับจุดเริ่มเปลี่ยน HBO เท่ากับ 95% ของขนาดบัฟเฟอร์โดยมีค่าความยุติธรรมเป็น 0.9771

การเลือกระดับจุดเริ่มเปลี่ยน LBO และจุดเริ่มเปลี่ยน HBO ของอัลกอริทึม BADT มีความสำคัญต่อประสิทธิภาพและความยุติธรรม ในการส่งข้อมูล TCP จะต้องเลือกระดับจุดเริ่มเปลี่ยน HBO ก่อนโดยเลือกระดับจุดเริ่มเปลี่ยน HBO ที่ไม่ทำให้เกิดปัญหาความไม่สมบูรณ์ของแพ็กเก็ต TCP ในโครงข่ายซึ่งจะทำให้สูญเสียแบนด์วิดท์โดยไม่จำเป็น เมื่อเลือกระดับจุดเริ่มเปลี่ยน HBO แล้ว ขั้นตอนต่อไปจึงมาเลือกระดับจุดเริ่มเปลี่ยน LBO โดยระดับจุดเริ่มเปลี่ยน LBO ที่สมควรทำให้แพ็กเก็ตที่ได้รับการ รับประกันอัตราบริการต่ำที่สุดสามารถส่งข้อมูลได้ถึงปลายทาง โดยเลือกทั้งแพ็กเก็ตที่ถูกแท็กซึ่งถือว่าเป็นแพ็กเก็ตที่ไม่สมควรได้รับการรับรองการบริการ นอกจากนั้นระดับจุดเริ่มเปลี่ยนที่สมควรให้ค่า วิสัยสามารถและความยุติธรรมในการส่งข้อมูลสูงด้วย ดังนั้นในแบบจำลองทุกวิธีจึงเลือกใช้จุดเริ่ม-เปลี่ยน LBO ที่ระดับ 2,000 เซลล์ ซึ่งมีค่าวิสัยสามารถและความยุติธรรมในการส่งข้อมูลสูงที่สุด ดังแสดงในรูปที่ 6.3 และ 6.4 ส่วนจุดเริ่มเปลี่ยน HBO เลือกใช้ที่ระดับ 14,400 เซลล์ เนื่องจากให้ความยุติธรรมในการส่งข้อมูลสูงที่สุด

### 6.2.5 ผลกระทบของขนาดบัฟเฟอร์ที่สวิตช์ ที่มีต่อสมรรถนะ TCP

ในการวิเคราะห์ผลกระทบของขนาดบัฟเฟอร์ที่สวิตช์นั้นจำเป็นต้องกำหนดค่าพารามิเตอร์อื่นๆ ให้คงที่แล้วปรับขนาดบัฟเฟอร์ที่สวิตช์ ซึ่งในแบบจำลองจะกำหนดค่าพารามิเตอร์อื่นๆ ดังนี้

ค่าคงที่ จำนวนแหล่งกำเนิดต้นทาง 100 แหล่ง ส่งข้อมูลผ่านช่องสัญญาณเสมือน (GFR VC) 5 ช่อง โดยแหล่งกำเนิด TCP จำนวน 20 แหล่งต่อ 1 เราเตอร์ผ่านช่องสัญญาณเสมือนช่องเดียวกัน ระยะทางระหว่างเราเตอร์กับสวิตช์เท่ากับ 500 กิโลเมตร ระยะทางระหว่าง ATM Switch เท่ากับ 2,000 กิโลเมตร และกำหนดระดับจุดเริ่มเปลี่ยน LBO และ HBO ของอัลกอริทึมต่างๆ เป็น 12.5% และ 90% ของขนาดบัฟเฟอร์ ตามลำดับ

ค่าที่ปรับ ขนาดบัฟเฟอร์ที่สวิตช์มีค่าเป็น 3,000, 6,000, 16,000 และ 25,000 เซลล์

ตารางที่ 6.6 ถึง 6.9 แสดงผลกระทบของขนาดบัฟเฟอร์ค่าต่างๆที่สวิตช์สำหรับอัลกอริทึม Double-EPD, Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting, DFBA และ BADT ตามลำดับ

- ผลการปรับขนาดบัฟเฟอร์

ตารางที่ 6.6 ผลกระทบของขนาดบัฟเฟอร์ค่าต่างๆ ที่สวิตช์สำหรับอัลกอริทึม Double-EPD

Buffer size (Cell) Throughput (Mbps)	3,000	6,000	16,000	25,000
GFR VC1	16.3187	16.0500	15.7887	16.2606
GFR VC2	21.4171	20.8941	20.5465	20.5790
GFR VC3	26.4980	26.4055	25.6261	25.5101
GFR VC4	31.9385	31.6916	31.0013	30.4925
GFR VC5	36.2061	36.3431	35.3496	34.7446
Total Throughput (Mbps)	132.3784	131.3843	128.3121	127.5868
Efficiency (%)	<u>99.9459</u>	99.1954	96.8760	96.3283
Fairness Index	0.9075	<u>0.9107</u>	0.9084	0.8972



ตารางที่ 6.7 ผลกระทบของขนาดบัฟเฟอร์ค่าต่างๆ ที่สวิตช์สำหรับอัลกอริทึม Double-EPD  
ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting

Buffer-size (Cell) Throughput (Mbps)	3,000	6,000	16,000	25,000
GFR VC1	12.9545	11.5093	10.4526	10.0682
GFR VC2	18.3095	17.8582	16.8299	16.5371
GFR VC3	24.7072	25.1725	24.5278	24.5085
GFR VC4	33.2488	33.2829	33.4388	33.6870
GFR VC5	40.1807	41.2057	42.1845	42.3858
Total Throughput (Mbps)	129.4008	129.0285	127.4336	127.1865
Efficiency (%)	<u>97.6978</u>	97.4168	96.2126	96.0261
Fairness Index	0.9623	0.9817	0.9907	<u>0.9935</u>

ตารางที่ 6.8 ผลกระทบของขนาดบัฟเฟอร์ค่าต่างๆ ที่สวิตช์สำหรับอัลกอริทึม DFBA

Buffer-size (Cell) Throughput (Mbps)	3,000	6,000	16,000	25,000
GFR VC1	16.2885	16.0754	15.5809	16.0890
GFR VC2	21.1796	20.5984	20.3817	20.5889
GFR VC3	26.4456	26.3124	25.5222	25.3462
GFR VC4	31.9575	31.6310	30.8879	30.5379
GFR VC5	36.4251	36.4936	35.3939	34.7692
Total Throughput (Mbps)	132.2962	131.1108	127.7667	127.3311
Efficiency (%)	<u>99.8840</u>	98.9889	96.4640	96.1353
Fairness Index	0.9082	0.9100	<u>0.9112</u>	0.8998

ตารางที่ 6.9 ผลกระทบของขนาดบัฟเฟอร์ค่าต่างๆ ที่สวิตช์สำหรับอัลกอริทึม BADT

Buffer-size (Cell) Throughput (Mbps)	3,000	6,000	16,000	25,000
GFR VC1	4.5630	5.6504	8.0804	7.7773
GFR VC2	13.9672	16.9000	16.4660	16.4451
GFR VC3	27.5818	25.1225	25.1625	24.5780
GFR VC4	38.2557	36.4824	34.4939	34.4365
GFR VC5	45.3283	45.3027	43.9651	43.9597
Total Throughput (Mbps)	129.6960	129.4579	128.1678	127.1966
Efficiency (%)	<u>97.9207</u>	97.7410	96.7670	96.0337
Fairness Index	0.9458	0.9759	<u>0.9991</u>	0.9982

### 6.2.6 การวิเคราะห์ผลกระทบของขนาดบัฟเฟอร์ที่สวิตช์ ที่มีต่อสมรรถนะ TCP

ผลการจำลองแบบของอัลกอริทึมต่างๆ ในตารางที่ 6.6 ถึง 6.9 แสดงให้เห็นว่าวิสัยสามารถและประสิทธิภาพของการส่งข้อมูลมีค่าสูงเมื่อบัฟเฟอร์มีขนาด 3,000 เซลล์ วิสัยสามารถและประสิทธิภาพมีค่าลดลงเมื่อบัฟเฟอร์มีขนาดใหญ่ขึ้น เนื่องจากการส่งข้อมูลบนบริการ GFR ที่มีการแท็กเซลล์ในส่วน UPC จำเป็นต้องทิ้งเซลล์ที่ถูกแท็กเหล่านี้ที่สวิตช์ เพื่อป้องกันโครงข่ายเกิดความคับคั่งและป้องกันเซลล์ที่ได้รับการรับรองบริการสูญหาย ดังนั้นที่บัฟเฟอร์ขนาด 3,000 เซลล์ จึงสามารถใช้บัฟเฟอร์ได้เต็มประสิทธิภาพ และการใช้งานบัฟเฟอร์ลดลงเมื่อบัฟเฟอร์มีขนาดใหญ่ขึ้น ส่วนค่า Fairness Index จะมีค่าแตกต่างกันในแต่ละอัลกอริทึมคือ ค่า Fairness Index ของอัลกอริทึม Double-EPD มีค่าลดลงเมื่อบัฟเฟอร์มีขนาดใหญ่ขึ้น เนื่องจากที่บัฟเฟอร์ขนาดใหญ่การครอบครองบัฟเฟอร์ของเซลล์มีจำนวนมาก ดังนั้นเซลล์ที่มีการรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุดในช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่องจึงไม่ถูกทิ้งที่สวิตช์ และอัลกอริทึม Double-EPD ใช้การพิจารณาโดยรวม (Global) จึงทำให้ไม่มีการแยกจำนวนเซลล์ที่เข้ามาในบัฟเฟอร์ของช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่อง เมื่ออัลกอริทึม F-GCRA ในส่วน UPC ทำการแท็กเซลล์ที่ไม่สมควรได้รับการรับรองบริการ ส่งผลให้ช่องสัญญาณเสมือนที่มีค่า MCR ต่ำมีจำนวนเซลล์ที่ถูกแท็กมากกว่าช่องสัญญาณเสมือนที่มีค่า MCR สูง และเซลล์ที่ถูกแท็กนี้จะครอบครองที่ว่างในบัฟเฟอร์ที่ต่ำกว่าจุดเริ่มเปลี่ยน LBO ซึ่งที่ว่างในบัฟเฟอร์ที่ต่ำกว่าจุดเริ่มเปลี่ยน LBO จะมีมากขึ้นเมื่อบัฟเฟอร์มีขนาดใหญ่ขึ้น (พิจารณาจุดเริ่มเปลี่ยน LBO เป็น 12.5% ของขนาดบัฟเฟอร์) เมื่อแหล่งกำเนิดทุกแหล่งมีอัตราส่งข้อมูลเท่ากัน เซลล์ที่ถูกแท็กในช่องสัญญาณเสมือนที่มีค่า MCR ต่ำจึงสามารถครอบครองบัฟเฟอร์ได้สูงกว่าใน

ช่องสัญญาณเสมือนที่มีค่า MCR สูง และการครอบครองบัพเฟอร์ของเซลล์ที่ถูกแท็กในช่องสัญญาณเสมือนที่มีค่า MCR ต่ำจะมีค่าสูงขึ้นเมื่อบัพเฟอร์มีขนาดใหญ่ขึ้น ดังนั้นค่า Fairness Index ของอัลกอริทึม Double-EPD จึงลดลง เมื่อเพิ่มขนาดบัพเฟอร์

สำหรับอัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting มีค่า Fairness Index เพิ่มขึ้นเรื่อยๆ เมื่อบัพเฟอร์มีขนาดใหญ่ขึ้น เนื่องจากอัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting พิจารณาคิวแยกกันในช่องสัญญาณเสมือน (per VC) แต่ละช่อง และพิจารณาคิวแยกกันตามชนิดของบิต CLP เป็นคิวของเซลล์ที่มีบิต CLP=0 และคิวของเซลล์ที่มีบิต CLP=1 โดยเซลล์ที่มีบิต CLP=1 จะถูกจัดสรรให้ใช้แบนด์วิดท์ได้ยุติธรรมมากขึ้นถ้ามีที่ว่างในบัพเฟอร์ที่ต่ำกว่าจุดเริ่มเปลี่ยน LBO มากขึ้น ถ้าบัพเฟอร์มีขนาดเล็กและแหล่งกำเนิดมีอัตราส่งข้อมูลสูง อัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting จะไม่สามารถทิ้งเซลล์ที่มีบิต CLP=1 ได้เหมาะสมตามค่า MCR

สำหรับอัลกอริทึม BADT และ DFBA มีค่า Fairness Index สูงเมื่อขนาดบัพเฟอร์เป็น 16,000 เซลล์ ซึ่งอัลกอริทึมทั้งสองพิจารณาเซลล์ในระดับช่องสัญญาณเสมือน อัลกอริทึม DFBA ใช้การทิ้งเซลล์โดยพิจารณาจากความเป็นไปในกาทิ้งเซลล์ตามค่า MCR ( $P\{Drop\}$ ) ถ้าแหล่งกำเนิดได้รับการประกันอัตราบริการต่ำที่สุดไว้สูง อัลกอริทึม DFBA สามารถเลือกทิ้งเซลล์ได้ยุติธรรมกว่ากรณีประกันอัตราบริการต่ำที่สุดไว้ที่ค่าต่ำๆ เนื่องจากอัลกอริทึม DFBA ไม่ได้สนใจจำนวนเซลล์ที่มีบิต CLP=1 ที่ครอบครองบัพเฟอร์ในช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่องเมื่อ  $X \leq LBO$  ดังนั้นเซลล์ที่มีบิต CLP=1 ในช่องสัญญาณเสมือนที่มีค่า MCR ต่ำๆ (มีเซลล์ที่มีบิต CLP=1 มาก) จึงสามารถครอบครอง บัพเฟอร์ได้มากขึ้นเมื่อบัพเฟอร์มีขนาดใหญ่ขึ้น และอัลกอริทึม DFBA ยังทำการทิ้งเซลล์ที่ได้รับการรับรองบริการต่ำที่สุดตามความน่าจะเป็น  $P\{Drop\}$  ส่งผลให้มีการทิ้งเซลล์ที่ได้รับการรับรองบริการโดยมีที่ว่างในบัพเฟอร์ ประสิทธิภาพของโครงข่ายจึงลดลง

ส่วนอัลกอริทึม BADT พิจารณาเลือกทิ้งเซลล์ที่มีบิต CLP=1 ในช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่องตามการถ่วงน้ำหนักระดับจุดเริ่มเปลี่ยน LBO จึงทำให้มีความยุติธรรมในการส่งข้อมูลของเซลล์ที่มีบิต CLP=1 สูงกว่าอัลกอริทึมอื่นๆ โดยเซลล์ที่มีบิต CLP=1 จะถูกจัดสรรให้ใช้แบนด์วิดท์ได้ยุติธรรมมากขึ้นถ้ามีที่ว่างในบัพเฟอร์ที่ต่ำกว่าจุดเริ่มเปลี่ยน LBO มากขึ้น (บัพเฟอร์ขนาดใหญ่ขึ้น) และยังทำการเพิ่มประสิทธิภาพในการส่งข้อมูลโดยการนำแบนด์วิดท์ที่เหลือจากช่องสัญญาณเสมือนที่มีการใช้งาน แบนด์วิดท์ต่ำไปให้ช่องสัญญาณเสมือนที่มีความต้องการส่งข้อมูลสูง โดยช่องสัญญาณเสมือนเหล่านี้จะได้รับการแบ่งแบนด์วิดท์ตามค่า MCR

### 6.2.7 ผลกระทบของจำนวนแหล่งกำเนิดที่ต่อกับเราเตอร์ ที่มีต่อสมรรถนะ TCP

ในส่วนนี้ผู้วิจัยจะศึกษาการเปลี่ยนแปลงจำนวนแหล่งกำเนิด TCP ที่ส่งผ่านเข้าไปในเราเตอร์เดียวกัน ช่องสัญญาณเสมือนช่องเดียวกัน ว่ามีผลกระทบกับวิสัยสามารถ, ประสิทธิภาพ และความยุติธรรมในการส่งข้อมูลอย่างไร ในการวิเคราะห์ผลกระทบของจำนวนแหล่งกำเนิดที่ต่อกับเราเตอร์นี้ จำเป็นต้องกำหนดค่าพารามิเตอร์อื่นๆ ให้คงที่และปรับจำนวนแหล่งกำเนิด ซึ่งในการจำลองแบบจะกำหนดค่าพารามิเตอร์อื่นๆ ดังนี้

ค่าคงที่ ใช้ขนาดบัฟเฟอร์ที่สวิตช์เท่ากับ 16,000 เซลล์, จุดเริ่มเปลี่ยน HBO เท่ากับ 14,400 เซลล์, จุดเริ่มเปลี่ยน LBO เท่ากับ 2,000 เซลล์ และระยะทางระหว่างต้นทางกับสวิตช์เท่ากับ 500 กิโลเมตร ระยะทางระหว่าง ATM Switch เท่ากับ 2,000 กิโลเมตร

ค่าที่ปรับ จำนวนแหล่งกำเนิด 1 TCP/Router, 5 TCP/Router, 10 TCP/Router, 20 TCP/Router และ 50 TCP/Router

ข้อกำหนดอื่นๆ จะเป็นไปตามแบบจำลอง Peer to Peer 5 Routers ตารางที่ 6.10 แสดงผลการจำลองแบบการเปลี่ยนแปลงจำนวนแหล่งกำเนิดที่ต่อกับเราเตอร์สำหรับอัลกอริทึม Double-EPD ตารางที่ 6.11 แสดงผลการจำลองแบบการเปลี่ยนแปลงจำนวนแหล่งกำเนิดที่ต่อกับเราเตอร์สำหรับอัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting ตารางที่ 6.12 แสดงผลการจำลองแบบการเปลี่ยนแปลงจำนวนแหล่งกำเนิดที่ต่อกับเราเตอร์สำหรับอัลกอริทึม DFBA และตารางที่ 6.13 แสดงผลการจำลองแบบการเปลี่ยนแปลงจำนวนแหล่งกำเนิดที่ต่อกับเราเตอร์สำหรับอัลกอริทึม BADT

- ผลการจำลองแบบการเปลี่ยนแปลงจำนวนแหล่งกำเนิดที่ต่อกับเราเตอร์สำหรับอัลกอริทึม Double-EPD

ตารางที่ 6.10 ผลการจำลองแบบการเปลี่ยนแปลงจำนวนแหล่งกำเนิดที่ต่อกับเราเตอร์สำหรับอัลกอริทึม Double-EPD

Number of TCP Sources / Router	1	5	10	20
Total Throughput (Mbps)	128.97	126.99	127.47	128.31
Efficiency (%)	<u>97.37</u>	95.88	96.24	96.87
Fairness Index	0.711	0.838	0.875	<u>0.908</u>

- ผลการจำลองแบบการเปลี่ยนแปลงจำนวนแหล่งกำเนิดที่ต่อกับเราเตอร์ สำหรับอัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting

ตารางที่ 6.11 ผลการจำลองแบบการเปลี่ยนแปลงจำนวนแหล่งกำเนิดที่ต่อกับเราเตอร์ สำหรับอัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting

Number of TCP Sources / Router	1	5	10	20
Total Throughput (Mbps)	128.97	127.28	127.46	127.43
Efficiency (%)	<u>97.37</u>	96.10	96.23	96.21
Fairness Index	0.711	0.930	0.976	<u>0.991</u>

- ผลการจำลองแบบการเปลี่ยนแปลงจำนวนแหล่งกำเนิดที่ต่อกับเราเตอร์สำหรับ อัลกอริทึม DFBA

ตารางที่ 6.12 ผลการจำลองแบบการเปลี่ยนแปลงจำนวนแหล่งกำเนิดที่ต่อกับเราเตอร์ สำหรับอัลกอริทึม DFBA

Number of TCP Sources / Router	1	5	10	20
Total Throughput (Mbps)	128.97	126.90	127.31	127.77
Efficiency (%)	<u>97.37</u>	95.81	96.12	96.47
Fairness Index	0.711	0.838	0.878	<u>0.911</u>

- ผลการจำลองแบบการเปลี่ยนแปลงจำนวนแหล่งกำเนิดที่ต่อกับเราเตอร์ สำหรับอัลกอริทึม BADT

ตารางที่ 6.13 ผลการจำลองแบบการเปลี่ยนแปลงจำนวนแหล่งกำเนิดที่ต่อกับเราเตอร์ สำหรับอัลกอริทึม BADT

Number of TCP Sources / Router	1	5	10	20
Total Throughput (Mbps)	128.94	126.76	127.67	128.17
Efficiency (%)	<u>97.35</u>	95.70	96.39	96.77
Fairness Index	0.878	0.979	<u>0.999</u>	<u>0.999</u>

## 6.2.8 การวิเคราะห์ผลกระทบของจำนวนแหล่งกำเนิดที่ต่อกับเราเตอร์ ที่มีต่อสมรรถนะ TCP

จำนวนการต่อ (Connection) จะมีผลต่อสมรรถนะของ TCP และค่าความยุติธรรม (Fairness) จากตารางที่ 6.10 ถึง 6.13 พบว่าความยุติธรรมของทุกอัลกอริทึมมีค่าสูงเมื่อมีแหล่งกำเนิดจำนวนมาก ต่อเข้ากับเราเตอร์ เนื่องจากแหล่งกำเนิดเหล่านี้จะแย่งกันส่งข้อมูลไปในช่องสัญญาณเสมือน (GFR VC) เดียวกัน ถ้าเซลล์ของแหล่งกำเนิดใดถูกแท็กในส่วน UPC เซลล์นั้นจะถูกทิ้งที่สวิตช์เมื่อการครอบครอง บัฟเฟอร์รวมเกินจุดเริ่มเปลี่ยน LBO เมื่อเซลล์ถูกทิ้ง ปลายทางจะไม่ได้รับข้อมูล ทำให้แหล่งกำเนิดต้องส่ง ข้อมูลใหม่อีกครั้งตามกลไก TCP แต่การส่งข้อมูลเหล่านี้ใหม่ทำให้ CWND มีค่าลดลงเนื่องจากเกิดเซลล์ สูญหาย แหล่งกำเนิดจึงส่งข้อมูลได้ช้าลง ดังแสดงในรูปที่ 6.2 ทำให้มีที่ว่างเหลือในบัฟเฟอร์ เมื่อเซลล์ที่ ได้รับการรับรองบริการต่ำที่สุดมาถึงสวิตช์ เซลล์ที่ได้รับการรับรองเหล่านี้จึงสามารถส่งผ่าน ข้อมูลได้โดยไม่ถูกทิ้งที่สวิตช์ ถ้ามีจำนวนแหล่งกำเนิดต่อกับเราเตอร์มากจะทำให้เราเตอร์สามารถส่งข้อมูลออกไปที่ สวิตช์ได้เต็มความจุของสายส่ง ประสิทธิภาพของโครงข่ายจึงเพิ่มขึ้น แต่การต่อ แหล่งกำเนิดจำนวน มากกับเราเตอร์ ทำให้วิสัยสามารถที่แต่ละแหล่งกำเนิดได้รับลดลง

จากผลการจำลองแบบการเปลี่ยนแปลงจำนวนแหล่งกำเนิดดังในตารางที่ 6.10 ถึง 6.13 พบว่า อัลกอริทึม BADT มีค่า Fairness Index ของ TCP สูงที่สุด เพราะอัลกอริทึม BADT จะมีการนับจำนวน เซลล์ในแต่ละช่องสัญญาณเสมือนไม่ให้เกินระดับ Fair Share ถ้าจำนวนเซลล์ในช่องสัญญาณเสมือนใด เกินระดับ Fair Share สวิตช์ก็จะทำการทิ้งเซลล์ที่ผ่านช่องสัญญาณเสมือนนั้นออกไป เมื่อมีการทิ้งเซลล์นี้ เกิดขึ้นจึงเป็นผลทำให้ TCP มียุติธรรมมากขึ้น และยังสามารถรักษาวิสัยสามารถของแหล่งกำเนิด TCP ได้เท่ากับอัลกอริทึมอื่นๆ ด้วย

จากตารางที่ 6.10 ถึง 6.13 ประสิทธิภาพของโครงข่ายในอัลกอริทึมทุกวิธีมีค่าสูงที่สุดเมื่อมี แหล่งกำเนิดจำนวน 1 แหล่งต่อกับเราเตอร์ เนื่องจากแหล่งกำเนิดสามารถส่งข้อมูลผ่านเราเตอร์ได้โดยไม่ มีแหล่งกำเนิดอื่นๆ มาแย่งใช้งาน และข้อมูลเหล่านี้สามารถส่งถึงปลายทางได้ทั้งเซลล์ที่ถูกแท็กและเซลล์ ที่ได้รับการรับรองบริการต่ำที่สุด จึงทำให้ช่องสัญญาณเสมือนที่มีการรับประกันบริการต่ำที่สุดด้วยค่า MCR ต่ำ ซึ่งมีเซลล์ที่ถูกแท็กจากอัลกอริทึม F-GCRA จำนวนมากสามารถส่งถึงปลายทางได้ ความ ยุติธรรมในการส่งข้อมูลของโครงข่ายที่มีเพียงแหล่งกำเนิด 1 แหล่งต่อกับเราเตอร์จึงมีค่าลดลง แต่ โครงข่ายในการใช้งานจริงมีแหล่งกำเนิดจำนวนมากต่อกับเราเตอร์ ทำให้มีการแย่งใช้แบนด์วิดท์ใน โครงข่าย และเกิดการสูญหายของเซลล์จำนวนมาก ประสิทธิภาพของโครงข่ายจึงลดลง เมื่อเพิ่มจำนวน แหล่งกำเนิดที่ต่อกับเราเตอร์ ข้อมูลจะถูกส่งเต็มความจุของสายส่ง ทำให้ประสิทธิภาพของโครงข่าย เพิ่มขึ้น

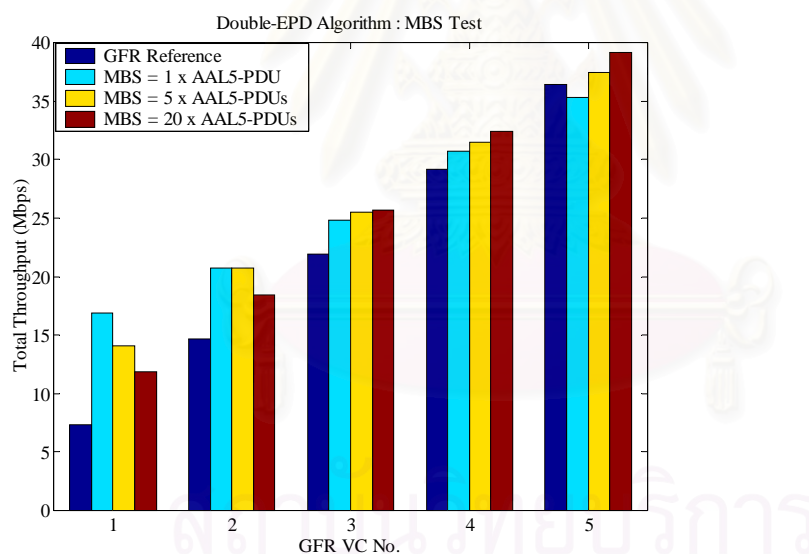
## 6.2.9 ผลการจำลองแบบสมรรถนะ TCP เมื่อมีการเปลี่ยนแปลงขนาด MBS (Maximum Burst Size)

โดยปกติแล้วค่า MBS ถูกตั้งไว้ที่สองเท่าของขนาดแพ็กเก็ต [6] แต่ในส่วนนี้ผู้วิจัยจะศึกษาการเปลี่ยนขนาด MBS ว่ามีผลกระทบต่อสมรรถนะ TCP อย่างไร

ค่าคงที่ ใช้ขนาดบัพเฟอร์ที่สวิตช์เท่ากับ 16,000 เซลล์, จุดเริ่มเปลี่ยน HBO เท่ากับ 14,400 เซลล์, จุดเริ่มเปลี่ยน LBO เท่ากับ 2,000 เซลล์ และระยะทางระหว่างต้นทางกับสวิตช์เท่ากับ 500 กิโลเมตร ระยะทางระหว่าง ATM Switch เท่ากับ 2,000 กิโลเมตร ส่วนข้อกำหนดอื่นๆ เป็นไปตามแบบจำลอง Peer to Peer 5 Routers ในบทที่ 5

ค่าที่ปรับ MBS เท่ากับ 1x AAL5-PDUs, 5x AAL5-PDUs และ 20x AAL5-PDUs

- ผลการจำลองแบบการเปลี่ยนแปลงขนาด MBS สำหรับอัลกอริทึม Double-EPD

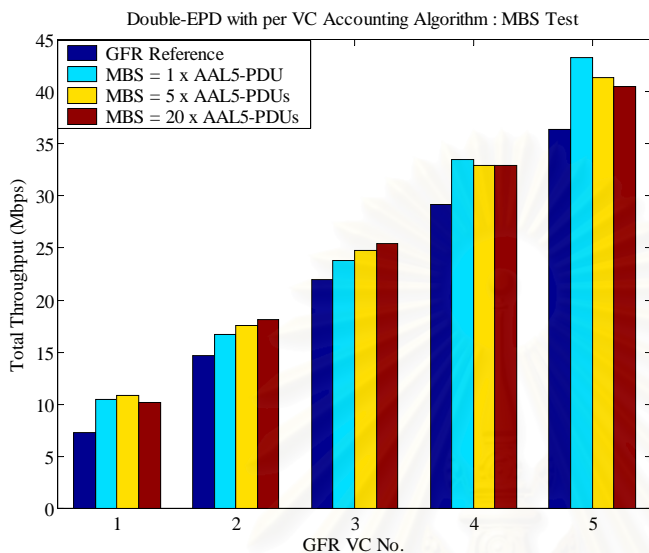


รูปที่ 6.6 วิสัยสามารถของช่องสัญญาณเสมือน (GFR VC) แต่ละช่องสำหรับอัลกอริทึม Double-EPD

ตารางที่ 6.14 ผลการจำลองแบบการเปลี่ยนแปลงขนาด MBS สำหรับอัลกอริทึม Double-EPD

MBS (Cells)	1x AAL5-PDU	5x AAL5-PDUs	20x AAL5-PDUs
Total Throughput (Mbps)	128.4690	128.4536	128.0327
Efficiency (%)	<u>96.994</u>	96.983	96.665
Fairness Index	0.887	0.9408	<u>0.9752</u>

- ผลการจำลองแบบการเปลี่ยนแปลงขนาด MBS สำหรับอัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting



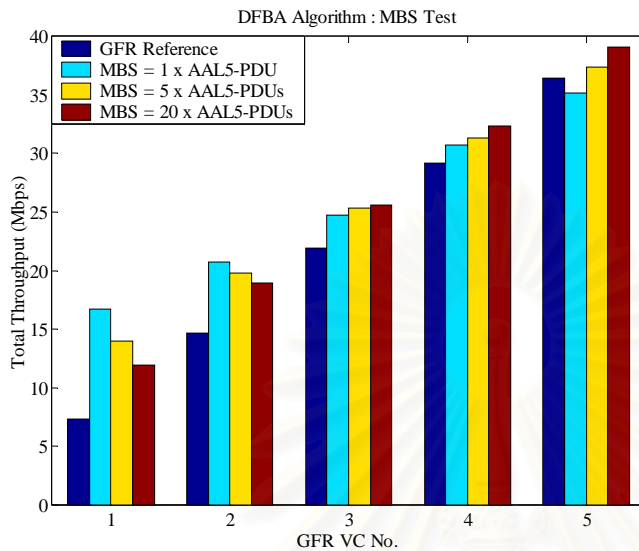
รูปที่ 6.7 วิสัยสามารถของช่องสัญญาณเสมือน (GFR VC) แต่ละช่องสำหรับอัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting

ตารางที่ 6.15 ผลการจำลองแบบการเปลี่ยนแปลงขนาด MBS สำหรับอัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting

MBS (Cells)	1xAAL5-PDU	5xAAL5-PDUs	20xAAL5-PDUs
Total Throughput (Mbps)	127.6891	127.4553	127.2069
Efficiency (%)	<u>96.406</u>	96.229	96.042
Fairness Index	0.9902	0.9871	<u>0.9924</u>



- ผลการจำลองแบบการเปลี่ยนแปลงขนาด MBS สำหรับอัลกอริทึม DFBA

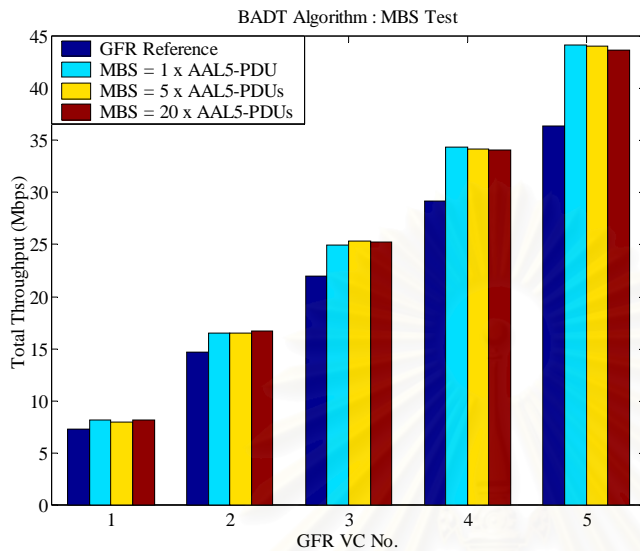


รูปที่ 6.8 วิสัยสามารถของช่องสัญญาณเสมือน (GFR VC) แต่ละช่องสำหรับอัลกอริทึม DFBA

ตารางที่ 6.16 ผลการจำลองแบบการเปลี่ยนแปลงขนาด MBS สำหรับอัลกอริทึม DFBA

MBS (Cells)	1x AAL5-PDU	5x AAL5-PDUs	20x AAL5-PDUs
Total Throughput (Mbps)	128.0071	127.7819	127.8286
Efficiency (%)	<u>96.646</u>	96.476	96.511
Fairness Index	0.8892	0.9412	<u>0.9742</u>

- ผลการจำลองแบบการเปลี่ยนแปลงขนาด MBS สำหรับอัลกอริทึม BADT



รูปที่ 6.9 วิสัยสามารถของช่องสัญญาณเสมือน (GFR VC) แต่ละช่อง สำหรับอัลกอริทึม BADT

ตารางที่ 6.17 ผลการจำลองแบบการเปลี่ยนแปลงขนาด MBS สำหรับอัลกอริทึม BADT

MBS (Cells)	1x AAL5-PDU	5x AAL5-PDUs	20x AAL5-PDUs
Total Throughput (Mbps)	128.1435	128.0618	127.7443
Efficiency (%)	<u>96.749</u>	96.687	96.447
Fairness Index	0.9992	0.9990	<u>0.9994</u>

## 6.2.10 การวิเคราะห์ผลของการจำลองแบบเมื่อมีการเปลี่ยนแปลงขนาด MBS (Maximum Burst Size)

จากรูปที่ 6.6 ถึง 6.9 และตารางที่ 6.14 ถึง 6.17 เมื่อค่า MBS ของอัลกอริทึมต่างๆ มีขนาดใหญ่ขึ้นประสิทธิภาพของการส่งข้อมูลเปลี่ยนแปลงไม่มากนัก ประสิทธิภาพมีค่าลดลงเล็กน้อย ส่วนค่า Fairness Index มีค่าสูงขึ้นเมื่อขนาด MBS มีค่ามากขึ้น เนื่องจากค่า MBS มีผลกระทบต่อขนาดของถัง Leaky Bucket ตามอัลกอริทึม F-GCRA(1/MCR,BT + CDVT) โดยขนาดของถัง Leaky Bucket เท่ากับ BT + CDVT โดยที่  $BT = (MBS-1)/(1/MCR-1/PCR)$  และกำหนด  $CDVT=0$  เมื่อมีทราฟฟิกเข้าสู่โครงข่าย UPC จะทำหน้าที่ควบคุมอัตราการส่งข้อมูล โดยตรวจดูว่าทราฟฟิกส่งข้อมูลถูกต้องตามข้อตกลงที่ทำไว้ใน การ Setup หรือไม่ ถ้ากำหนดให้ MBS มีขนาดใหญ่ ทำให้ความหนาทันต่อเบิรสต์ (BT) มีค่าสูง ดังนั้นแพ็กเก็ตจึงถูกแท็กน้อย (โดยการแท็กแพ็กเก็ตเพื่อบอกให้สวิตช์รู้ว่าแพ็กเก็ตเหล่านี้ไม่ได้รับการรับรองอัตราบริการต่ำที่สุดไว้) และทำให้มีแพ็กเก็ตที่ได้รับการรับรองอัตราบริการต่ำที่สุดผ่านเข้าสู่โครงข่ายจำนวนมาก แพ็กเก็ตเหล่านี้จึงมีโอกาสส่งถึงปลายทางได้มาก แต่ถ้า MBS มีขนาดเล็ก ทำให้ความหนาทันต่อเบิรสต์มีค่าต่ำ จึงมีแพ็กเก็ตถูกแท็กจำนวนมาก แพ็กเก็ตที่ถูกแท็กเหล่านี้สามารถครอบครองที่ว่างในบัฟเฟอร์เมื่อการครอบครองบัฟเฟอร์ต่ำกว่าจุดเริ่มเปลี่ยน LBO ดังนั้นในช่องสัญญาณเสมือนที่มีค่า MCR สูง ซึ่งมีจำนวนแพ็กเก็ตที่ถูกแท็กต่ำที่สุด จึงถูกช่องสัญญาณเสมือนอื่นๆ มาแย่งใช้งานบัฟเฟอร์ได้ ความยุติธรรมในการส่งข้อมูลจึงลดลง เมื่อการครอบครองบัฟเฟอร์ในสวิตช์เกินจุดเริ่มเปลี่ยน LBO หรือเกิดความคับคั่งที่สวิตช์ แพ็กเก็ตที่ถูกแท็กเหล่านี้จะถูกทิ้งเป็นลำดับแรก จึงทำให้แพ็กเก็ตถูกทิ้งที่สวิตช์จำนวนมาก แต่ในเราเตอร์แต่ละตัวจะมีแหล่งกำเนิดหลายแหล่งต่อรวมเพื่อส่งข้อมูลในช่องสัญญาณเสมือนเดียวกัน จึงทำให้ประสิทธิภาพโดยรวมไม่เปลี่ยนแปลง

สำหรับผลกระทบต่ออัลกอริทึมต่างๆ นั้น อัลกอริทึม BADT มีค่า Fairness Index สูงสุดคือ 0.9994 ( $MBS=20 \times AAL5-PDUs$ ) และมีค่าเปลี่ยนแปลงไม่มากนักแม้ขนาด MBS จะเปลี่ยนแปลงไป นอกจากนั้นยังมีประสิทธิภาพสูงใกล้เคียงกับอัลกอริทึม Double-EPD คือ 96.447% เพราะอัลกอริทึม BADT ใช้การควบคุมจำนวนเซลล์ที่มีบิต CLP=1 ที่เข้ามาในบัฟเฟอร์และเพิ่มวิสัยสามารถโดยการนำแบนด์วิดท์ที่ไม่ถูกใช้งานในช่องสัญญาณเสมือนที่มีการใช้แบนด์วิดท์ต่ำ มาให้แก่ช่องสัญญาณเสมือนที่ใช้งานสูง ถึงแม้ว่าอัลกอริทึม Double-EPD จะมีประสิทธิภาพการส่งข้อมูลสูงกว่าอัลกอริทึมอื่นๆ แต่ก็มี ความยุติธรรมในการส่งข้อมูลต่ำกว่าอัลกอริทึมอื่นๆ เพราะอัลกอริทึม Double-EPD ไม่สนใจว่าเซลล์ที่เข้ามาในบัฟเฟอร์อยู่ในช่องสัญญาณเสมือนใด ถึงแม้ว่าอัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting จะมีความยุติธรรมมากกว่าอัลกอริทึม Double-EPD และ DFBA เพราะพิจารณาจำนวนเซลล์ที่แท็กและไม่แท็กซึ่งครอบครองบัฟเฟอร์ในช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่อง แต่ยังมีประสิทธิภาพและความยุติธรรมในการส่งข้อมูลต่ำกว่าอัลกอริทึม BADT เนื่องจากมีเซลล์ถูกทิ้งที่สวิตช์มากเกินไปโดยที่ยังมีแบนด์วิดท์ในช่องสัญญาณเสมือนเหลือว่างอยู่ สำหรับอัลกอริทึม DFBA ซึ่งพิจารณาเซลล์ในระดับ

ช่องสัญญาณเสมือนเฉพาะข้อมูลที่ได้รับการรับประกันเท่านั้น จึงทำให้มีประสิทธิภาพต่ำกว่า อัลกอริทึม Double-EPD และ BADT แต่มี Fairness Index สูงกว่าอัลกอริทึม Double-EPD

#### 6.2.11 ผลการจำลองแบบสมรรถนะ TCP เมื่อมีการเปลี่ยนแปลงค่า MCR (Minimum Cell Rate)

ค่า MCR เป็นพารามิเตอร์ที่มีบทบาทสำคัญในการรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุดและแบ่งแบนด์วิดท์ที่ยุติธรรมในการส่งข้อมูล สำหรับการส่งข้อมูลของช่องสัญญาณเสมือนที่มีค่า MCR แตกต่างกัน ช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่องต้องส่งข้อมูลได้อย่างน้อยเท่ากับอัตราบริการต่ำที่สุด (MCR) โดยในส่วนนี้จะทำการศึกษาผลกระทบของขนาด MCR ที่โครงข่ายรับประกันให้แหล่งกำเนิด ข้อกำหนดต่างๆ มีดังนี้

ค่าคงที่ ใช้ขนาดบัฟเฟอร์ที่สวิตช์เท่ากับ 16,000 เซลล์, จุดเริ่มเปลี่ยน HBO เท่ากับ 14,400 เซลล์, จุดเริ่มเปลี่ยน LBO เท่ากับ 2,000 เซลล์ และระยะทางระหว่างต้นทางกับสวิตช์ เท่ากับ 500 กิโลเมตร ระยะทางระหว่าง ATM Switch เท่ากับ 2,000 กิโลเมตร ส่วนข้อกำหนดอื่นเป็นไปตามแบบจำลอง Peer to Peer 5 Routers ในบทที่ 5

ค่าที่ปรับ MCR เท่ากับ 50% และ 85% ของ PCR

- ผลการจำลองแบบเมื่อ MCR = 50% ของความจุโครงข่าย

ตารางที่ 6.18 เปรียบเทียบผลการจำลองแบบเมื่อใช้ค่า MCR = 50%

Algorithm	Double-EPD	Double-EPD with pe VC Accounting	DFBA	BADT
Total Throughput (Mbps)	128.4104	127.5404	128.0920	128.1021
Efficiency (%)	<u>96.950</u>	96.293	96.710	96.717
Fairness Index	0.8283	0.9660	0.8320	<u>0.9996</u>

- ผลการจำลองแบบเมื่อ MCR = 85% ของความจุโครงข่าย

ตารางที่ 6.19 เปรียบเทียบผลการจำลองแบบเมื่อใช้ค่า MCR = 85%

Algorithm	Double-EPD	Double-EPD with per VC Accounting	DFBA	BADT
Total Throughput (Mbps)	128.3121	127.4336	127.7667	128.1678
Efficiency (%)	<u>96.876</u>	96.213	96.464	96.767
Fairness Index	0.9084	0.9907	0.9112	<u>0.9996</u>

### 6.2.12 การวิเคราะห์ผลของการจำลองแบบเมื่อมีการเปลี่ยนแปลงค่า MCR (Minimum Cell Rate)

จากตารางที่ 6.18 และ 6.19 แสดงผลการเปรียบเทียบการจำลองแบบด้วยอัลกอริทึมต่างๆ เมื่อกำหนดให้ค่า MCR เป็น 50% และ 85% ของความจุสายส่งสูงสุด (PCR) เมื่อโครงข่ายรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุดเป็น 50% ของความจุสายส่งสูงสุด อัลกอริทึม BADT มีความยุติธรรมในการส่งข้อมูลสูงสุดเป็น 0.9996 และความยุติธรรมของอัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting, DFBA และ Double-EPD มีค่าลดลงตามลำดับ และความยุติธรรมของทุกอัลกอริทึมมีค่าเพิ่มขึ้น เมื่อโครงข่ายรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุดเป็น 85% ของความจุสายส่งสูงสุด โดยที่ทุกอัลกอริทึมมีประสิทธิภาพเปลี่ยนแปลงไม่มากนัก

เมื่อโครงข่ายรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุดเป็น 50% ของความจุสายส่งสูงสุด ทำให้ช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่องมีอัตราการรับประกันข้อมูลต่ำ แต่มีโอกาสในการนำแบนด์วิดท์ที่เหลือจากอัตราการรับประกันต่ำที่สุดมาใช้งานได้มาก ประสิทธิภาพการส่งข้อมูลจึงเปลี่ยนแปลงเล็กน้อย เท่านั้น สำหรับอัลกอริทึม BADT สามารถรับประกันข้อมูลได้ยุติธรรมที่สุดทั้งค่า MCR เป็น 50% และ 85% ของความจุสายส่งสูงสุด

### 6.2.13 ผลการจำลองแบบสมรรถนะ TCP เมื่อมีการเปลี่ยนแปลงขนาด MTU (Maximum Transmission Unit)

ในการจำลองแบบส่วนนี้จะทำการเปลี่ยนแปลงขนาด MTU ของโพรโตคอล TCP เพื่อศึกษาการเปลี่ยนแปลงขนาด MTU ว่าจะมีผลอย่างไรต่ออัลกอริทึมแบบต่างๆ ที่เสนอขึ้นมาและสมรรถนะของ TCP ในกรณีของความยุติธรรม (Fairness) และค่าวิสัยความสามารถ (Throughput) ค่า MTU ที่ได้เสนอขึ้นมาทำการจำลองแบบมีค่าดังต่อไปนี้คือ 552 ไบต์, 1,500 ไบต์, 8,192 ไบต์ และ 9,180 ไบต์ ซึ่งค่าที่ได้เสนอขึ้นมาทำการจำลองแบบเป็นขนาดของแพ็กเก็ตของ TCP ที่ถูกนำมาใช้ในปัจจุบันคือขนาด 552 ไบต์ เป็นขนาดของแพ็กเก็ตที่ใช้สำหรับ IP ขนาด 1500 ไบต์ เป็นขนาดของแพ็กเก็ตที่ใช้ใน โครงข่าย Ethernet ขนาด 8,192 ไบต์คือขนาดของ File Transfer และขนาด 9,180 คือขนาดแพ็กเก็ตที่ใช้สำหรับ IP ในโครงข่าย ATM

การจำลองแบบนี้จะมีการเปลี่ยนแปลงขนาด MTU ซึ่งขนาดของ MTU เท่ากับขนาดแพ็กเก็ตของ TCP รวมกับส่วนหัวของ TCP และส่วนหัวของ IP ฉะนั้นเมื่อมีการเปลี่ยนแปลงขนาด MTU จะต้องมีการหาประสิทธิภาพของ TCP ใหม่ทุกครั้งที่มีการเปลี่ยนแปลงขนาด MTU วิธีการหาประสิทธิภาพและสมรรถนะของ TCP แสดงในหัวข้อที่ 5.5 โดยขนาดแพ็กเก็ต TCP เป็น 552 ไบต์จะมี วิสัยความสามารถที่เป็นไปได้ที่มากที่สุดเท่ากับ 129.980 Mbps เมื่อขนาดแพ็กเก็ตของ TCP เป็น 1,500 ไบต์ จะมีค่าวิสัยความสามารถที่เป็นไปได้ที่มากที่สุดเท่ากับ 132.453 Mbps ส่วนขนาดแพ็กเก็ตของ TCP เป็น 8,192 ไบต์ จะมีค่าวิสัยความสามารถที่เป็นไปได้ที่มากที่สุดเท่ากับ 135.367 Mbps และเมื่อขนาดแพ็กเก็ตของ TCP เป็น 9,180 ไบต์ จะมีค่าวิสัยความสามารถที่เป็นไปได้ที่มากที่สุดเท่ากับ 135.102 Mbps

ผลการจำลองแบบการเปลี่ยนแปลงขนาดของ MTU ของอัลกอริทึมต่างๆ ดังแสดงในตารางที่ 6.20 ถึง 6.23 โดยตารางที่ 6.20 แสดงผลการจำลองแบบการเปลี่ยนแปลงขนาด MTU สำหรับอัลกอริทึม Double-EPD ตารางที่ 6.21 แสดงผลการจำลองแบบการเปลี่ยนแปลงขนาด MTU สำหรับอัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting ตารางที่ 6.22 แสดงผลการจำลองแบบการเปลี่ยนแปลงขนาด MTU สำหรับ อัลกอริทึม DFBA และตารางที่ 6.23 แสดงผลการจำลองแบบการเปลี่ยนแปลงขนาด MTU สำหรับอัลกอริทึม BADT

ค่าคงที่ ใช้ขนาดบัฟเฟอร์ที่สวิตช์เท่ากับ 16,000 เซลล์, จุดเริ่มเปลี่ยน HBO เท่ากับ 14,400 เซลล์, จุดเริ่มเปลี่ยน LBO เท่ากับ 2,000 เซลล์, TCP Window Size ที่ใช้เป็น 64 kB, Retransmission Timeout คือ 200 msec, โครงข่ายที่ใช้ทำการจำลองแบบ Peer to Peer 5 Routers และระยะทางระหว่างต้นทางกับสวิตช์ เท่ากับ 500 กิโลเมตร ระยะทางระหว่าง ATM Switch เท่ากับ 2,000 กิโลเมตร

ค่าที่ปรับ MTU เท่ากับ 552 ไบต์, 1,500 ไบต์, 8,192 ไบต์ และ 9,180 ไบต์

- ผลการจำลองแบบการเปลี่ยนแปลงขนาด MTU สำหรับอัลกอริทึม Double-EPD

ตารางที่ 6.20 ผลการจำลองแบบการเปลี่ยนแปลงขนาด MTU สำหรับอัลกอริทึม Double-EPD

MTU (Bytes) \ Throughput (Mbps)	552	1,500	8,192	9,180
GFR VC1	17.246	17.2340	22.8521	19.1066
GFR VC2	21.427	21.0675	26.0654	23.8702
GFR VC3	24.470	25.3068	28.4757	27.6124
GFR VC4	27.304	30.1501	30.5324	30.6404
GFR VC5	29.005	33.9361	32.0395	33.6708
Total Throughput (Mbps)	119.4500	127.6945	<u>135.20</u>	134.9004
Efficiency (%)	91.90	96.41	<u>100</u>	99.85
Fairness Index	0.850	<u>0.877</u>	0.801	0.858

- ผลการจำลองแบบการเปลี่ยนแปลงขนาด MTU สำหรับอัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting

ตารางที่ 6. 21 ผลการจำลองแบบการเปลี่ยนแปลงขนาด MTU สำหรับอัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting

MTU (Bytes) \ Throughput (Mbps)	552	1,500	8,192	9,180
GFR VC1	10.440	10.0565	15.5171	11.6622
GFR VC2	18.073	16.7580	19.0189	17.8488
GFR VC3	24.281	24.8325	25.7584	25.3677
GFR VC4	30.835	33.5189	34.1983	34.4676
GFR VC5	35.932	41.5245	41.7760	43.4935
Total Throughput (Mbps)	119.568	126.6903	<u>134.367</u>	132.8398
Efficiency (%)	91.99	95.65	<u>100</u>	98.33
Fairness Index	0.982	<u>0.994</u>	0.932	0.983

- ผลการจำลองแบบการเปลี่ยนแปลงขนาด MTU สำหรับอัลกอริทึม DFBA

ตารางที่ 6.22 ผลการจำลองแบบการเปลี่ยนแปลงขนาด MTU สำหรับอัลกอริทึม DFBA

MTU (Bytes) \ Throughput (Mbps)	552	1,500	8,192	9,180
GFR VC1	17.007	17.0742	22.6527	19.9822
GFR VC2	21.206	20.8881	26.0467	24.1418
GFR VC3	24.394	25.3752	28.5840	27.4444
GFR VC4	27.246	30.2422	30.5044	30.4533
GFR VC5	30.993	33.9326	32.4690	33.1451
Total Throughput (Mbps)	119.0944	127.5122	<u>135.367</u>	135.1668
Efficiency (%)	91.63	96.27	<u>100</u>	100
Fairness Index	0.854	<u>0.880</u>	0.806	0.846

- ผลการจำลองแบบการเปลี่ยนแปลงขนาด MTU สำหรับอัลกอริทึม BADT

ตารางที่ 6.23 ผลการจำลองแบบการเปลี่ยนแปลงขนาด MTU สำหรับอัลกอริทึม BADT

MTU (Bytes) \ Throughput (Mbps)	552	1,500	8,192	9,180
GFR VC1	7.9347	6.7735	8.7897	9.0159
GFR VC2	16.465	16.3218	18.2721	18.4552
GFR VC3	23.919	25.4311	26.7882	26.8491
GFR VC4	31.845	34.1255	39.4695	35.2557
GFR VC5	39.563	43.0115	44.1946	43.0797
Total Throughput (Mbps)	119.7264	125.663	<u>135.003</u>	132.6556
Efficiency (%)	92.11	94.87	<u>100</u>	98.19
Fairness Index	<u>0.9998</u>	0.9929	0.9981	0.9995



## 6.2.14 การวิเคราะห์ผลการจำลองแบบสมรรถนะ TCP เมื่อมีการเปลี่ยนแปลงขนาด MTU (Maximum Transmission Unit)

จากตารางที่ 6.20 ถึง 6.23 พบว่าขนาด MTU เท่ากับ 8,192 ไบต์ มีผลทำให้ประสิทธิภาพของทุกอัลกอริทึมมีค่ามากที่สุด เนื่องจากสามารถแบ่งข้อมูลที่ต้องการส่งออกเป็นเซลล์ ATM ได้ 171 เซลล์โดยไม่ต้องเติม Padding ทำให้ใช้แบนด์วิดท์ในการส่งข้อมูลคุ่มค่าที่สุด มีประสิทธิภาพการใช้งาน บัฟเฟอร์สูงที่สุด แพ็กเก็ตเกิดการสูญหายน้อยที่สุด สำหรับขนาด MTU เท่ากับ 552 ไบต์, 1,500 ไบต์ และ 9,180 ไบต์ มีประสิทธิภาพลดลง เพราะเซลล์ถูกทิ้งที่สวิตช์เนื่องจากการครอบครองบัฟเฟอร์เกิน จุดเริ่มเปลี่ยน LBO ทำให้แหล่งกำเนิดต้องส่งข้อมูลนั้นใหม่มีผลทำให้ค่าวิสัยความสามารถลดลง ส่วนค่า Fairness Index ของทุกอัลกอริทึมมีค่าสูงที่สุดที่ขนาด MTU เท่ากับ 1,500 ไบต์

สำหรับอัลกอริทึม DFBA นั้นมีวิสัยสามารถสูงกว่าอัลกอริทึมอื่นๆ คือมีวิสัยสามารถสูงที่สุดเป็น 135.367 Mbps และวิสัยสามารถมีค่าลดลงในอัลกอริทึม Double-EPD, Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting และ BADT แต่อัลกอริทึม BADT มีความยุติธรรมสูงที่สุดเป็น 0.9998 และมีค่า ลดลงในอัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting, DFBA และ Double-EPD ตามลำดับ เนื่องมาจากในอัลกอริทึม BADT จะใช้จุดเริ่มเปลี่ยน LBO และระดับ Fair Share ในการทิ้งเซลล์ต่างๆ ออกไปเพื่อปรับให้แต่ละช่องสัญญาณเสมือนมีการส่งข้อมูลได้อย่างยุติธรรม แต่เนื่องจากการทิ้งเซลล์ที่สวิตช์โดยใช้จุดเริ่มเปลี่ยน LBO และระดับ Fair Share เพื่อทำให้ค่าความยุติธรรมดีขึ้นนี้จะมีผลทำให้ค่าวิสัยความสามารถและประสิทธิภาพของ TCP ลดลงด้วย

สาเหตุที่เมื่อขนาด MTU เท่ากับ 8,192 ไบต์แล้วทำให้ประสิทธิภาพของ TCP มากขึ้นเป็นเพราะเมื่อ MTU เท่ากับ 8,192 ไบต์ จำนวนเซลล์ต่อหนึ่งแพ็กเก็ตมีค่า 171 เซลล์ เมื่อความยาวคิวถึงจุดเริ่มเปลี่ยน LBO (2,000 เซลล์) แล้วสวิตช์จะทำการทิ้งแพ็กเก็ตที่ถูกทิ้งออกไป แต่การทิ้งเซลล์ทั้งแพ็กเก็ตเป็นจำนวนมากจึงจะมีผลทำให้ความยาวคิวที่สวิตช์ลดต่ำกว่าจุดเริ่มเปลี่ยน LBO ฉะนั้นถ้าสวิตช์ทิ้งแพ็กเก็ตเพียงหนึ่งแพ็กเก็ตจะไม่เพียงพอเพราะหนึ่งแพ็กเก็ตมีจำนวนเซลล์น้อย โดยเฉพาะเมื่อขนาด MTU เท่ากับ 552 ไบต์ และ 1,500 ไบต์ คือมีเพียง 12 เซลล์ และ 32 เซลล์ในหนึ่งแพ็กเก็ตตามลำดับ สวิตช์จึงต้องทิ้งหลายๆ แพ็กเก็ตจึงจะเป็นผลทำให้มีการใช้แบนด์วิดท์ของโครงข่ายต่ำลง แต่ถ้าขนาด MTU เท่ากับ 9,180 ไบต์ จะทำให้มีจำนวนเซลล์ต่อหนึ่งแพ็กเก็ตมาก (192 เซลล์ต่อหนึ่งแพ็กเก็ต) เมื่อความยาวคิวมากเกินจุดเริ่มเปลี่ยน LBO สวิตช์จะทำการทิ้งแพ็กเก็ตเป็นจำนวนที่น้อยกว่าแต่ก็เพียงพอที่จะทำให้ความยาวคิวต่ำกว่าจุดเริ่มเปลี่ยน LBO จึงเป็นผลทำให้มีการใช้แบนด์วิดท์สูง แต่ยังคงใช้แบนด์วิดท์ต่ำกว่ากรณีขนาด MTU เท่ากับ 9,180 ไบต์ เนื่องจากเกิดแพ็กเก็ตไม่สมบูรณ์ขึ้นในโครงข่ายทำให้แหล่งกำเนิดต้องส่งข้อมูลใหม่อีกครั้ง และเกิดการสูญเสียบนแบนด์วิดท์

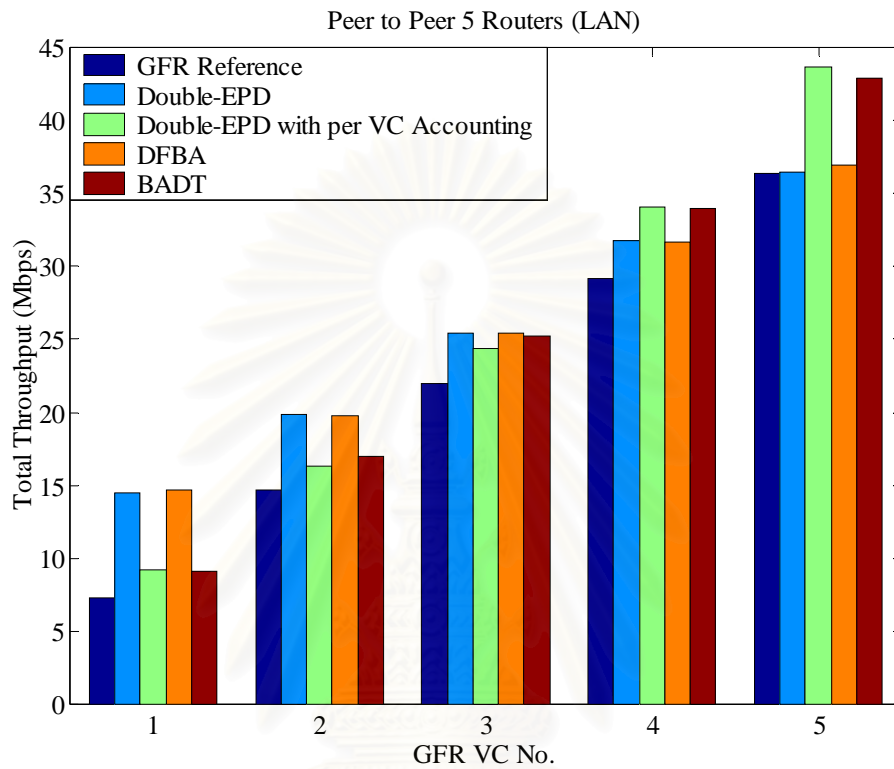
### 6.3 ผลการจำลองแบบการทำงานของแบบจำลอง Peer to Peer 5 Routers

#### 6.3.1 ผลการจำลองแบบการทำงานโดยที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ทั้งหมด ในโครงข่าย Local Area Network (LAN) และ Wide Area Network (WAN)

ในส่วนนี้ผู้วิจัยจะจำลองแบบการทำงานของอัลกอริทึมทั้ง 4 คือ อัลกอริทึม Double-EPD, อัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting, อัลกอริทึม DFBA และอัลกอริทึม BADT ในโครงข่ายแบบ LAN และ WAN โดยการจำลองแบบจะทดสอบกับแหล่งกำเนิดทราฟฟิกที่เป็นบริการ GFR ที่มีการส่งข้อมูลต่อเนื่องตลอดเวลาเป็นจำนวน 100 แหล่งกำเนิด ซึ่งมีแหล่งกำเนิด TCP จำนวน 20 แหล่งส่งข้อมูลในช่องสัญญาณเสมือนช่องเดียวกัน และบัฟเฟอร์ในสวิตช์มีขนาดจำกัด โดยในการจำลองแบบนี้ให้ขนาดบัฟเฟอร์มีค่า 16,000 เซลล์ ระดับจุดเริ่มเปลี่ยน HBO ของอัลกอริทึม Double-EPD, อัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per-VC accounting, DFBA และ BADT มีค่าเป็น 14,400 เซลล์ และระดับจุดเริ่มเปลี่ยน LBO มีค่าเป็น 2,000 เซลล์ ส่วนข้อกำหนดอื่นๆของแบบจำลอง Peer to Peer 5 Routers เป็นไปตามหัวข้อที่ 5.1.1

รูปที่ 6.10 แสดง Total Throughput ของช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่องของอัลกอริทึมทั้ง 4 ที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ทั้งหมดในโครงข่ายแบบ LAN ตารางที่ 6.24 แสดงผลการทำงานของอัลกอริทึมทั้ง 4 โดยที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ทั้งหมดในโครงข่ายแบบ LAN และรูปที่ 6.11 แสดง Total Throughput ของช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่องของอัลกอริทึมทั้ง 4 ที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ทั้งหมดโครงข่ายแบบ WAN

- ผลการจำลองแบบของแบบจำลอง Peer to Peer 5 Routers ในโครงข่ายแบบ LAN

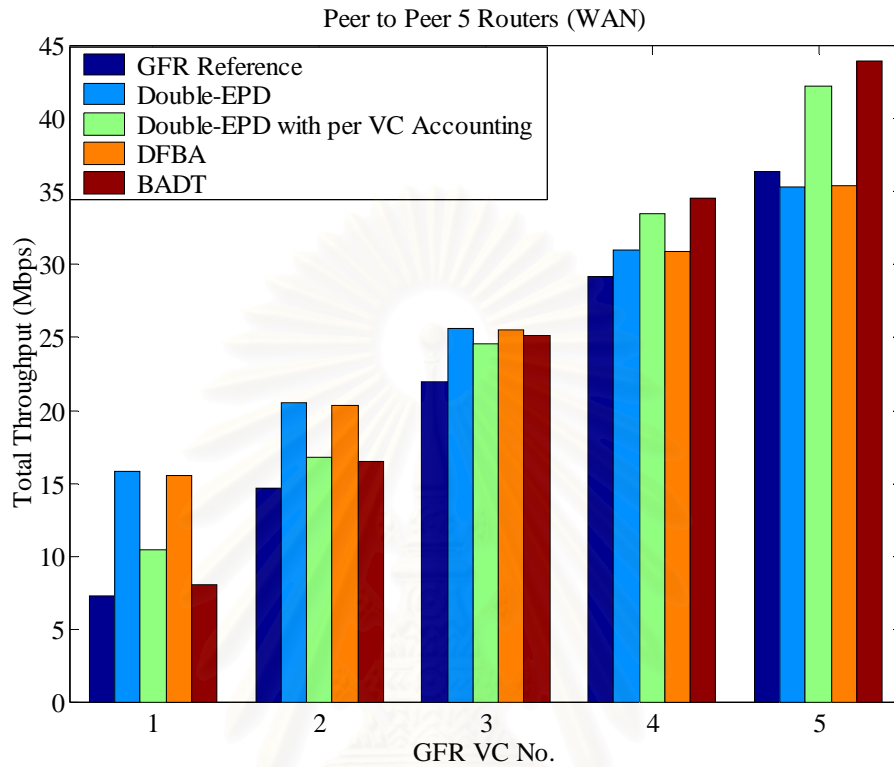


รูปที่ 6.10 Total Throughput ที่ได้จากการรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุดบนแบบจำลอง Peer to Peer 5 Routers ที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ทั้งหมดในโครงข่าย LAN

ตารางที่ 6.24 เปรียบเทียบผลการจำลองแบบสำหรับแบบจำลอง Peer to Peer 5 Routers ที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ทั้งหมดในโครงข่าย LAN

Algorithm	Double-EPD	Double-EPD with per VC Accounting	DFBA	BADT
Total Throughput (Mbps)	127.9854	127.5440	<u>128.4045</u>	128.2534
Efficiency (%)	96.6270	96.2938	<u>96.9434</u>	96.8294
Fairness Index	0.9333	0.9979	0.9306	<u>0.9990</u>

- ผลการจำลองแบบของแบบจำลอง Peer to Peer 5 Routers ในโครงข่ายแบบ WAN



รูปที่ 6.11 Total Throughput ที่ได้จากการรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุดบนแบบจำลอง Peer to Peer 5 Routers ที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ทั้งหมดในโครงข่าย WAN

ตารางที่ 6.25 เปรียบเทียบผลการจำลองแบบสำหรับแบบจำลอง Peer to Peer 5 Routers ที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ทั้งหมดในโครงข่าย WAN

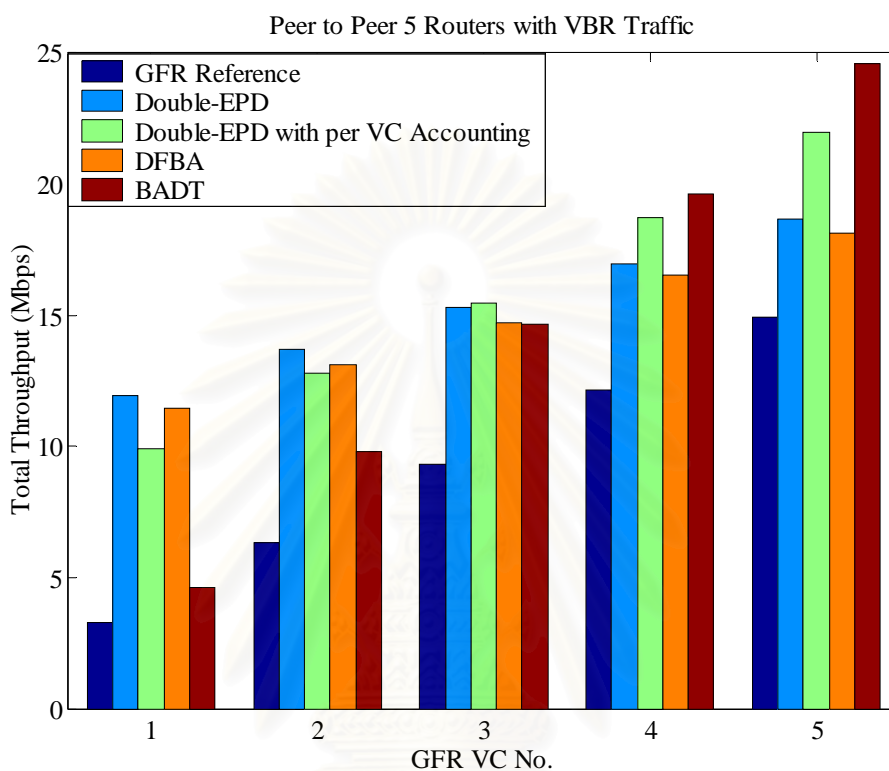
Algorithm	Double-EPD	Double-EPD with per VC Accounting	DFBA	BADT
Total Throughput (Mbps)	<u>128.3121</u>	127.4336	127.7667	128.1678
Efficiency (%)	<u>96.8737</u>	96.2104	96.4619	96.7647
Fairness Index	0.9084	0.9907	0.9112	<u>0.9991</u>

### 6.3.2 ผลการจำลองแบบการทำงานโดยที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR และ rt-VBR ในโครงข่าย Wide Area Network (WAN)

ในส่วนนี้ผู้วิจัยจะทดสอบการปรับตัวในการส่งข้อมูลของแหล่งกำเนิด TCP ในบริการ GFR ที่ส่งข้อมูลอย่างต่อเนื่องตลอดเวลา (คงที่) โดยพิจารณาผลการรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุด วิสัย-สามารถ ประสิทธิภาพ และความยุติธรรมของบริการ GFR เมื่อมีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกจากบริการอื่นๆ ซึ่งมีลำดับความสำคัญสูงกว่า เข้ามาแย่งใช้แบนด์วิดท์จากแหล่งกำเนิด TCP ของบริการ GFR โดยแหล่งกำเนิดที่ใช้ในกรณีนี้คือแหล่งกำเนิดทราฟฟิกที่เป็นบริการ rt-VBR ซึ่งแหล่งกำเนิดทราฟฟิกที่เป็นบริการ rt-VBR จะส่งข้อมูลเป็นช่วงๆ (เบิรสต์) บางช่วงมีการส่งข้อมูลและบางช่วงไม่มีการส่งข้อมูล โดยกำหนดอัตราส่งข้อมูลของแหล่งกำเนิดทราฟฟิกที่เป็นบริการ rt-VBR เป็น 35 เปอร์เซ็นต์ของความจุสายเชื่อมโยงสูงสุด ส่วนบริการ GFR ใช้แหล่งกำเนิดทราฟฟิกแบบคงที่ โดยจัดสรรแบนด์วิดท์รวมเป็น 50 เปอร์เซ็นต์ของความจุสายเชื่อมโยงสูงสุด ดังนั้นค่า MCR สำหรับช่องสัญญาณเสมือนทั้ง 5 ช่องของบริการ GFR คือ 5 Mbps, 10 Mbps, 15 Mbps, 20 Mbps และ 25 Mbps ตามลำดับแบบจำลองที่ใช้ในการทดสอบนี้เป็นแบบจำลองในรูปแบบที่ 5.1 โดยมีข้อกำหนดของแบบจำลองดังในหัวข้อที่ 5.1.1

รูปที่ 6.12 แสดงการเปรียบเทียบ Total Throughput ในช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่องของ อัลกอริทึม Double-EPD, อัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting, อัลกอริทึม DFBA และอัลกอริทึม BADT ที่มีทั้งแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR และ rt-VBR บนแบบจำลอง Peer to Peer 5 Routers ในโครงข่ายแบบ WAN

- ผลการจำลองแบบของแบบจำลอง Peer to Peer 5 Routers โดยที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR และ rt-VBR ในโครงข่ายแบบ WAN



รูปที่ 6.12 Total Throughput ที่ได้จากการรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุดบนแบบจำลอง Peer to Peer 5 Routers ที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR และ rt-VBR ในโครงข่าย WAN

ตารางที่ 6.26 เปรียบเทียบผลการจำลองแบบสำหรับแบบจำลอง Peer to Peer 5 Routers ที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR และ rt-VBR ในโครงข่าย WAN

Algorithm	Double-EPD	Double-EPD with per VC Accounting	DFBA	BADT
Total Throughput (Mbps)	76.5799	<u>78.8919</u>	76.2026	73.2939
Efficiency (%)	57.8167	<u>59.5622</u>	57.5318	55.3358
Fairness Index	0.8202	0.9009	0.8249	<u>0.9996</u>

### 6.3.3 การวิเคราะห์ผลการจำลองแบบการทำงานของแบบจำลอง Peer to Peer 5 Routers

แบบจำลอง Peer to Peer 5 Routers นั้น เป็นแบบจำลองที่ใช้ทดสอบกรณีที่แหล่งกำเนิดมีระยะทาง หรือเวลาประวิงในการส่งข้อมูลที่เท่าๆ กัน แต่มีการกำหนดค่า MCR ที่แตกต่างกันในช่องสัญญาณเสมือนทั้ง 5 คือ 8.5 Mbps, 17 Mbps, 25.5 Mbps, 34 Mbps และ 42.5 Mbps ตามลำดับ อัลกอริทึมสำหรับการจัดสรรบัพเฟออร์ที่ดีควรมีลักษณะที่ดี 3 ประการ คือ ควรมีค่าวิสัยสามารถสูงกว่าหรือเท่ากับค่าเหมาะสมที่สุด ซึ่งแสดงว่าสามารถรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุดได้ มีค่าประสิทธิภาพของโครงข่ายใกล้เคียง 100 เปอร์เซ็นต์ และควรมีค่า Fairness Index ใกล้เคียงค่า 1

สำหรับผลการจำลองแบบในโครงข่าย LAN ซึ่งมีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ทั้งหมดในโครงข่าย จากกราฟแท่งในรูปที่ 6.10 พบว่าอัลกอริทึมทุกแบบสามารถรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุดได้ในช่องสัญญาณเสมือนทุกช่อง สำหรับอัลกอริทึม Double-EPD และอัลกอริทึม DFBA จะให้ค่าวิสัยสามารถสูงกว่า GFR Reference มากในช่องสัญญาณเสมือน GFR VC1 ซึ่งมีค่า MCR เท่ากับ 8.5 Mbps แต่มีแนวโน้มที่จะมีค่าวิสัยสามารถต่ำลงใกล้เคียงกับ GFR Reference ในช่องสัญญาณเสมือนช่องอื่นๆ ทำให้ความยุติธรรมในการส่งข้อมูลลดลงเล็กน้อย ดังแสดงในตารางที่ 6.24 เมื่อเปรียบเทียบกับ อัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting และวิธีการ BADT ซึ่งค่าวิสัยสามารถสูงกว่า GFR Reference ในช่องสัญญาณเสมือนทุกๆ ช่องตามค่าถ่วงน้ำหนักของ MCR เนื่องจากอัลกอริทึม Double-EPD และ DFBA ใช้การจัดสรรบัพเฟออร์แบบรวมกันสำหรับแพ็กเก็ตที่ถูกแท็กมาจาก UPC ทำให้ช่องสัญญาณเสมือน GFR VC1 ซึ่งมีค่า MCR เท่ากับ 8.5 Mbps มีจำนวนแพ็กเก็ตที่แท็กสูงที่สุดและแพ็กเก็ตเหล่านี้มีโอกาสเข้าไปในบัพเฟออร์ได้ แต่แพ็กเก็ตที่ถูกแท็กในช่องสัญญาณเสมือน GFR VC5 ซึ่งมี MCR เท่ากับ 42.5 Mbps มีโอกาสที่จะเข้าไปในบัพเฟออร์ได้น้อยกว่า เพราะความยาวคิวรวมเกิน จุดเริ่มเปลี่ยน LBO ส่วนอัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting และอัลกอริทึม BADT พิจารณาความยาวคิวของแพ็กเก็ตที่ถูกแท็กในระดับช่องสัญญาณเสมือน (per VC) จึงทำให้สามารถรับประกันอัตราการส่งข้อมูลได้ดีในช่องสัญญาณเสมือนทุกๆ ช่อง และมีความยุติธรรมในการส่งข้อมูล

จากตารางที่ 6.24 เมื่อดำเนินการคำนวณค่าวิสัยสามารถ ค่าประสิทธิภาพ และค่า Fairness Index ในกรณี โครงข่าย LAN ซึ่งมีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ทั้งหมดในโครงข่าย อัลกอริทึมที่มีค่าวิสัยสามารถและค่าประสิทธิภาพเรียงลำดับจากสูงที่สุดไปต่ำที่สุด ได้แก่ อัลกอริทึม DFBA, BADT, Double-EPD และ Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting ตามลำดับ โดยมีค่าประสิทธิภาพเป็น 96.9434%, 96.8294%, 96.6270% และ 96.2938% ตามลำดับ อัลกอริทึม BADT มีค่า Fairness Index สูงที่สุด สามารถปรับปรุงความยุติธรรมจากอัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per

VC Accounting, Double-EPD และ DFBA ได้เป็น 0.11%, 6.6% และ 6.8% ตามลำดับ จะเห็นได้ว่าเมื่อใช้อัลกอริทึม DFBA ในโครงข่าย LAN จะให้ค่าวิสัยสามารถและประสิทธิภาพสูงที่สุด คือ 128.4045 Mbps และ 96.9434 % ตามลำดับ แต่จะมีความยุติธรรม หรือ Fairness Index ต่ำที่สุด คือ 0.9306 ส่วนอัลกอริทึม BADT ที่นำเสนอ นั้นสามารถให้ค่า Fairness Index ที่สูงที่สุด คือ 0.9990 อีกทั้งยังสามารถให้ค่า วิสัยสามารถและค่าประสิทธิภาพสูงเป็นลำดับที่สอง จึงแสดงให้เห็นว่าอัลกอริทึม BADT สามารถนำมาใช้งานได้อย่างมีประสิทธิภาพ

โครงข่าย WAN ซึ่งมีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ทั้งหมดในโครงข่าย จากรูปที่ 6.11 แสดงให้เห็นผลการจำลองแบบที่เกี่ยวข้องกับการรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุด โดยอัลกอริทึม Double-EPD และอัลกอริทึม DFBA ไม่สามารถรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุดในช่องสัญญาณเสมือน GFR VC5 ได้ ส่วนอัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting และอัลกอริทึม BADT สามารถรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุดได้ในช่องสัญญาณเสมือนทุกช่อง และจาก ตารางที่ 6.25 พบว่าค่าวิสัยสามารถและค่าประสิทธิภาพของอัลกอริทึมทุกแบบมีค่าใกล้เคียงกับในกรณีโครงข่าย LAN แต่มีค่า Fairness Index ลดลง เนื่องจากเวลาประวิงที่สูงขึ้นของโครงข่าย WAN ทำให้แพ็กเกตถูกส่งไปถึงบัฟเฟอร์ช้าและเกิดการใช้งานบัฟเฟอร์ที่สวิตช์ต่ำ จึงมีที่ว่างในบัฟเฟอร์มากขึ้นจนมีความยาวคิวใน บัฟเฟอร์ต่ำกว่าจุดเริ่มเปลี่ยน LBO ได้ และแพ็กเกตที่ถูกแท็กมีโอกาสเข้าสู่สวิตช์ได้มากขึ้น ดังนั้นเมื่อ อัลกอริทึม F-GCRA ในส่วน UPC แท็กแพ็กเกตที่ไม่สมควรได้รับการรับรองบริการ จึงส่งผลให้ ช่องสัญญาณเสมือนที่มีค่า MCR ต่ำมีจำนวนแพ็กเกตที่ถูกแท็กมาก และแพ็กเกตที่ถูกแท็กนี้ จะ ครอบครองที่ว่างในบัฟเฟอร์ที่ต่ำกว่าจุดเริ่มเปลี่ยน LBO ทำให้อัลกอริทึม Double-EPD และอัลกอริทึม DFBA ไม่มีความยุติธรรมในการเข้าครอบครองบัฟเฟอร์ถึงแม้อัลกอริทึมทั้งสองจะมีการทิ้งแพ็กเกตที่ถูกแท็กนี้เมื่อการครอบครองบัฟเฟอร์เฉลี่ยเกินจุดเริ่มเปลี่ยน LBO ก็ตาม ส่งผลให้วิสัยสามารถของ ช่องสัญญาณเสมือนที่มีค่า MCR สูงๆ มีค่าลดลง สำหรับอัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting และอัลกอริทึม BADT ใช้การลดจำนวนแพ็กเกตที่ถูกแท็กในช่องสัญญาณเสมือนที่มีค่า MCR ต่ำๆ เข้าสู่บัฟเฟอร์ ดังนั้นจึงมีที่ว่างในบัฟเฟอร์มากขึ้น เมื่อแพ็กเกตในช่องสัญญาณเสมือนที่มีค่า MCR สูงมาถึงจึงสามารถเข้าสู่บัฟเฟอร์ได้ อย่างไรก็ตาม จะพบว่าอัลกอริทึม BADT จะให้ค่า Fairness Index สูงที่สุด คือ 0.9991 ดังแสดงในตารางที่ 6.25 โดยสามารถปรับปรุงความยุติธรรมจากอัลกอริทึม Double-EPD, อัลกอริทึม DFBA และอัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting ได้ 9%, 8.8% และ 0.84% ตามลำดับ ซึ่งแสดงให้เห็นว่าในโครงข่าย WAN อัลกอริทึม BADT ยังคงสามารถส่งข้อมูลได้อย่างยุติธรรมที่สุด

รูปที่ 6.12 แสดงผลการจำลองแบบการทำงานของแบบจำลอง Peer to Peer 5 Routers โดยมีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR และ rt-VBR ในโครงข่าย WAN พบว่าอัลกอริทึมทุกแบบ



สามารถรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุดได้ แต่ค่าวิสัยสามารถของอัลกอริทึมแต่ละแบบมีค่าลดลง เนื่องจากข้อสัญญาณเสมือนที่ส่งทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ถูกแย่งใช้แบนด์วิดท์ไป 35% ของชายเชื่อมโยงสูงสุด แต่สิ่งที่น่าสังเกตคือ จากตารางที่ 6.26 พบว่าค่า Fairness Index ของอัลกอริทึม Double-EPD, อัลกอริทึม DFBA และอัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting มีค่าลดลงเมื่อเทียบกับตารางที่ 6.25 เนื่องจากเซลล์ของแหล่งกำเนิดทราฟฟิกของบริการ rt-VBR ได้รับการจัดสรรบัพเฟอร์ก่อนเซลล์ของแหล่งกำเนิดทราฟฟิกที่เป็นบริการ GFR เสมอ ดังนั้นจึงเกิดการสูญหายของเซลล์ของแหล่งกำเนิดทราฟฟิกของบริการ GFR ที่ไม่ถูกแท็ก ทำให้ค่าประสิทธิภาพและ Fairness Index มีค่า ลดลง โดยค่าประสิทธิภาพเรียงจากมากไปน้อยคือ อัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting, Double-EPD, DFBA และ BADT เป็น 59.5622%, 57.8167%, 57.5318% และ 55.3358% ตามลำดับ ถึงแม้ว่าอัลกอริทึม BADT จะมีประสิทธิภาพต่ำที่สุด เนื่องจากอัลกอริทึม BADT แบ่งระดับการครอบครองบัพเฟอร์ของเซลล์ที่ถูกแท็กตามค่า MCR และมีการจองแบนด์วิดท์ที่เหลือไว้สำหรับเซลล์ GFR ที่ไม่ได้รับการแท็ก แต่มีผลทำให้ค่า Fairness Index สูงที่สุดเป็น 0.9996 และสามารถปรับปรุงความยุติธรรมจากอัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting, DFBA และ Double-EPD ได้ 9.9%, 17.5% และ 17.9% ตามลำดับ

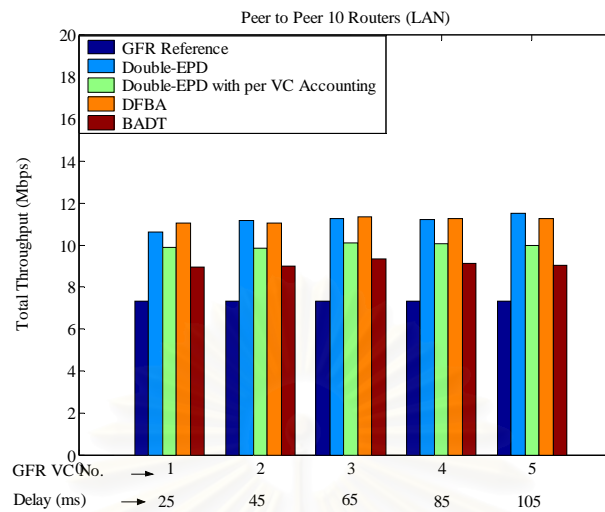
## 6.4 ผลการจำลองแบบการทำงานของแบบจำลอง Peer to Peer 10 Routers

### 6.4.1 ผลการจำลองแบบการทำงานโดยที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ทั้งหมด ในโครงข่าย Local Area Network (LAN) และ Wide Area Network (WAN)

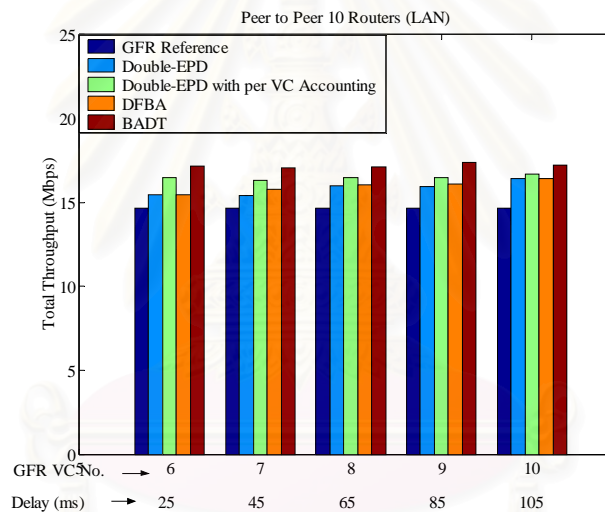
ในส่วนี้ผู้วิจัยจะจำลองแบบการทำงานของอัลกอริทึมทั้ง 4 บนแบบจำลอง Peer to Peer 10 Routers ที่มีจำนวนแหล่งกำเนิดทราฟฟิกที่เป็นบริการ GFR ทั้งหมด 200 แหล่งกำเนิด มีแหล่งกำเนิด TCP จำนวน 20 แหล่งส่งข้อมูลในช่องสัญญาณเสมือนช่องเดียวกัน แหล่งกำเนิดที่ส่งข้อมูลเข้ามาที่สวิตช์มีระยะทางไม่เท่ากันจึงทำให้มีค่าการประวิงเวลาไม่เท่ากัน แบบจำลอง Peer to Peer 10 Routers เป็นแบบจำลองหนึ่งที่ศึกษาผลของการประวิงเวลาของแต่ละแหล่งกำเนิดที่ไม่เท่ากัน โดยในการจำลองแบบนี้กำหนดให้ขนาดบัฟเฟอร์มีค่า 16,000 เซลล์ ระดับจุดเริ่มเปลี่ยน HBO มีค่าเป็น 14,400 เซลล์ (90% ของขนาดบัฟเฟอร์) และระดับจุดเริ่มเปลี่ยน LBO มีค่าเป็น 2,000 เซลล์ ส่วนข้อกำหนดอื่นๆ ของแบบจำลอง Peer to Peer 10 Routers เป็นไปดังหัวข้อที่ 5.2.2

รูปที่ 6.13 แสดง Total Throughput ของอัลกอริทึมทั้ง 4 ที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ทั้งหมดในโครงข่ายแบบ LAN รูปที่ 6.14 แสดง Total Throughput ของอัลกอริทึมทั้ง 4 ที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ทั้งหมดในโครงข่ายแบบ WAN ตารางที่ 6.27 แสดงผลการจำลองแบบของอัลกอริทึมทั้ง 4 โดยที่แหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ทั้งหมดในโครงข่ายแบบ LAN ตารางที่ 6.28 แสดงผลการทำงานของอัลกอริทึมทั้ง 4 โดยที่แหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ทั้งหมดในโครงข่ายแบบ WAN

- ผลการจำลองแบบของแบบจำลอง Peer to Peer 10 Routers ในโครงข่ายแบบ LAN



(ก) MCR = 8.5 Mbps



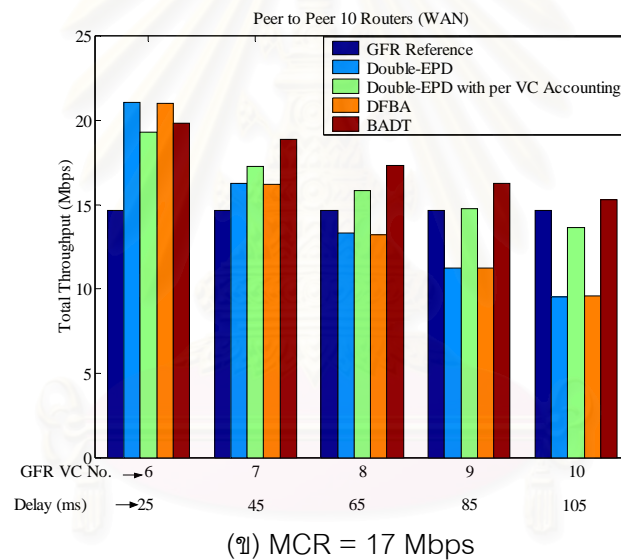
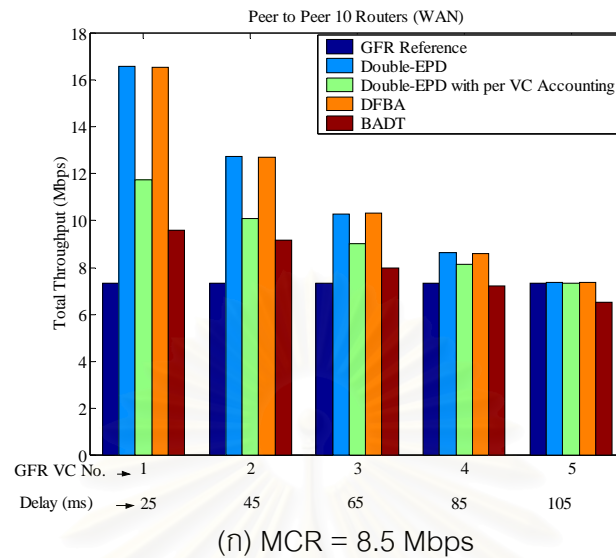
(ข) MCR = 17 Mbps

รูปที่ 6.13 Total Throughput ที่ได้จากการรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุดบนแบบจำลอง Peer to Peer 10 Routers ที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ทั้งหมดในโครงข่าย LAN

ตารางที่ 6.27 เปรียบเทียบผลการจำลองแบบสำหรับแบบจำลอง Peer to Peer 10 Routers ที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ทั้งหมดในโครงข่าย LAN

Algorithm	Double-EPD	Double-EPD with per VC Accounting	DFBA	BADT
Total Throughput (Mbps)	132.14	132.01	<u>132.40</u>	131.98
Efficiency (%)	99.76	99.67	<u>100</u>	99.64
Fairness Index	0.9714	0.9909	0.9725	<u>0.9990</u>

- ผลการจำลองแบบของแบบจำลอง Peer to Peer 10 Routers ในโครงข่ายแบบ WAN



รูปที่ 6.14 Total Throughput ที่ได้จากการรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุดบนแบบจำลอง Peer to Peer 10 Routers ที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ทั้งหมดในโครงข่าย WAN

ตารางที่ 6.28 เปรียบเทียบผลการจำลองแบบสำหรับแบบจำลอง Peer to Peer 10 Routers ที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ทั้งหมดในโครงข่าย WAN

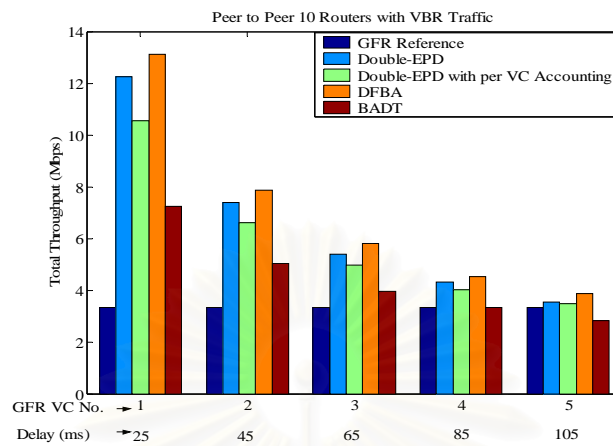
Algorithm	Double-EPD	Double-EPD with per VC Accounting	DFBA	BADT
Total Throughput (Mbps)	127.1062	127.1132	126.8197	<u>128.1976</u>
Efficiency (%)	95.963	95.969	95.747	<u>96.787</u>
Fairness Index	0.8800	0.9743	0.8814	<u>0.9847</u>

#### 6.4.2 ผลการจำลองแบบการทำงานโดยที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR และ rt-VBR ในโครงข่าย Wide Area Network (WAN)

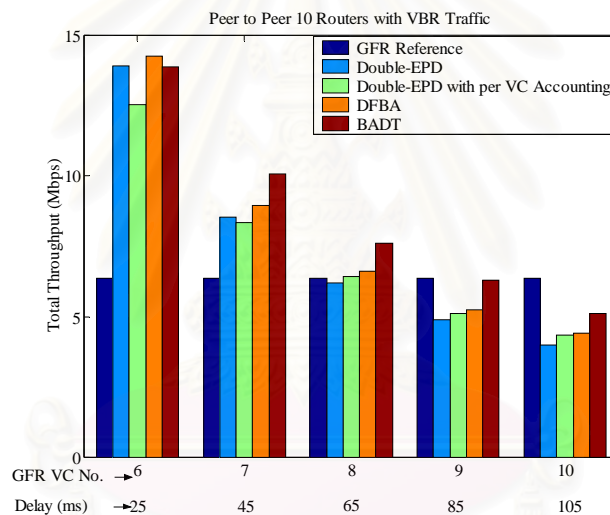
การจำลองแบบการทำงานในส่วนนี้จะทดสอบกับแบบจำลอง Peer to Peer 10 Routers โดยมีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR และ rt-VBR แหล่งกำเนิดทราฟฟิกที่เป็นบริการ rt-VBR จะส่งข้อมูลเป็นช่วงๆ (เบิสต์) ในส่วนนี้จะเป็นการทดสอบถึงการปรับตัวในการส่งข้อมูลของแหล่งกำเนิดทราฟฟิกที่เป็นบริการ GFR เมื่อมีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกที่เป็นบริการ rt-VBR แย่งใช้แบนด์วิดท์ในโครงข่าย ช่วงเวลาที่มีการส่งข้อมูลของแหล่งกำเนิดทราฟฟิกของบริการ rt-VBR จะส่งข้อมูลเป็น 35 เปอร์เซ็นต์ของความจุโครงข่าย ส่วนบริการ GFR จัดสรรแบนด์วิดท์รวมเป็น 50 เปอร์เซ็นต์ของความจุโครงข่าย ดังนั้นค่า MCR สำหรับช่องสัญญาณเสมือนทั้ง 10 ช่องของบริการ GFR คือ 5 Mbps สำหรับช่องสัญญาณเสมือน GFR VC1 ถึง GFR VC5 และ 10 Mbps สำหรับช่องสัญญาณเสมือน GFR VC6 ถึง GFR VC10 แบบจำลองที่ใช้ในการทดสอบนี้เป็นแบบจำลองในรูปที่ 5.3 โดยมีข้อกำหนดของแบบจำลองดังในหัวข้อที่ 5.2.2

รูปที่ 6.15 แสดง Total Throughput ในช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่องของอัลกอริทึม Double-EPD, อัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting, อัลกอริทึม DFBA และอัลกอริทึม BADT ที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR และ rt-VBR ในโครงข่าย WAN ตารางที่ 6.29 แสดงผลการจำลองแบบเปรียบเทียบการทำงานของอัลกอริทึมทั้ง 4 ที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR และ rt-VBR ในโครงข่าย WAN

- ผลการจำลองแบบของแบบจำลอง Peer to Peer 10 Routers โดยที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR และ rt-VBR ในโครงข่าย WAN



(ก) MCR = 5 Mbps



(ข) MCR = 10 Mbps

รูปที่ 6.15 Total Throughput ที่ได้จากการรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุดบนแบบจำลอง Peer to Peer 10 Routers ที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR และ rt-VBR ในโครงข่าย WAN

ตารางที่ 6.29 เปรียบเทียบผลการจำลองแบบสำหรับแบบจำลอง Peer to Peer 10 Routers ที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR และ rt-VBR ในโครงข่าย WAN

Algorithm	Double-EPD	Double-EPD with per VC accounting	DFBA	BADT
Total Throughput (Mbps)	70.513	66.509	<u>74.734</u>	65.460
Efficiency (%)	53.236	50.213	<u>56.423</u>	49.421
Fairness Index	0.7600	0.8052	0.7608	<u>0.8878</u>

### 6.4.3 การวิเคราะห์ผลการจำลองแบบ Peer to Peer 10 Routers

แบบจำลอง Peer to Peer 10 Routers นั้น เป็นแบบจำลองที่ใช้ทดสอบกรณีที่แหล่งกำเนิดมีระยะทางหรือการประวิงเวลาในการส่งข้อมูลไม่เท่ากัน แหล่งกำเนิด TCP ของบริการ GFR จะส่งข้อมูลอย่างต่อเนื่องตลอดเวลา (คงที่) ทั้งหมดในโครงข่าย LAN และ WAN มีการกำหนดค่า MCR ที่แตกต่างกันในช่องสัญญาณเสมือนเป็น 5 Mbps สำหรับช่องสัญญาณเสมือน GFR VC 1 ถึง GFR VC 5 และ 17 Mbps สำหรับช่องสัญญาณเสมือน GFR VC 6 ถึง GFR VC 10

จากผลการจำลองแบบของอัลกอริทึม Double-EPD, Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting, DFBA และ BADT พบว่า Total Throughput ของช่องสัญญาณเสมือน GFR VC 5 และช่องสัญญาณเสมือน GFR VC 10 มีค่าประสิทธิภาพต่ำที่สุดเมื่อเปรียบเทียบกับช่องสัญญาณเสมือนอื่นๆ ที่มีค่า MCR เท่ากัน ดังแสดงในรูปที่ 6.13 ถึงรูปที่ 6.15 เพราะแหล่งกำเนิดที่ส่งข้อมูลใน GFR VC 5 และ GFR VC 10 ซึ่งมีการรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุดเป็น 8.5 Mbps และ 17 Mbps ตามลำดับ มีการประวิงเวลาระหว่างเราเตอร์กับสวิตช์มากที่สุดคือ 50 msec เมื่อบัฟเฟอร์ในสวิตช์ที่เพิ่งแพ็กเก็ตที่ถูกแพ็ก (จากอัลกอริทึม F-GCRA) ออกไป ทำให้แหล่งกำเนิด TCP ต้องส่งแพ็กเก็ตนี้ใหม่อีกครั้ง แต่การประวิงเวลามีมากจึงทำให้ Acknowledgement แจ้งการสูญหายของเซลล์ซ้ำและแพ็กเก็ตที่ส่งใหม่นี้ถูกส่งซ้ำลง จึงมีโอกาสส่งแพ็กเก็ตลำดับถัดไปน้อยลง แบนด์วิดท์ที่เหลือจึงถูกใช้งานโดยแหล่งกำเนิดที่มีการประวิงเวลาน้อยกว่า

สำหรับผลการจำลองแบบในโครงข่าย LAN ดังแสดงในรูปที่ 6.13 และตารางที่ 6.27 จะเห็นได้ว่าอัลกอริทึมทุกแบบสามารถรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุดได้ในช่องสัญญาณเสมือนทุกช่อง อัลกอริทึม BADT มีค่า Fairness Index สูงที่สุดเป็น 0.999 จึงทำให้อัลกอริทึม BADT มีความยุติธรรมในการส่ง ข้อมูลสูงที่สุด และอัลกอริทึม BADT สามารถปรับปรุงค่า Fairness Index ของอัลกอริทึม Double-EPD, Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting และ DFBA ได้ 2.76%, 0.81% และ 2.65% ตามลำดับ เนื่องจากอัลกอริทึม BADT, DFBA และ Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting มีการนับจำนวนเซลล์ที่อยู่ในบัฟเฟอร์ของสวิตช์และทำการทิ้งเซลล์ของแหล่งกำเนิดตามความยาวคิวใน ช่องสัญญาณเสมือน ส่วน Total Throughput ของอัลกอริทึม DFBA มีค่าสูงสุด เป็น 135.7 Mbps และ อัลกอริทึมทุกแบบมีประสิทธิภาพใกล้เคียง 100%

สำหรับผลการจำลองแบบในโครงข่าย WAN พบว่าอัลกอริทึมทุกแบบไม่สามารถรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุดในช่องสัญญาณเสมือนที่มีการประวิงเวลาสูงๆ ได้ ดังแสดงในรูปที่ 6.14 และจากตารางที่ 6.28 พบว่าอัลกอริทึม BADT มี Total Throughput, ประสิทธิภาพ และ Fairness Index สูงที่สุด คือ 128.1976 Mbps, 96.787% และ 0.9847 ตามลำดับ ส่วนอัลกอริทึมอื่นๆ จะมีสมรรถนะลดลง โดย อัลกอริทึม BADT สามารถปรับปรุง Fairness Index ของอัลกอริทึม Double-EPD,

Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting และ DFBA ได้ 10.63%, 1.06% และ 10.49% ตามลำดับ

สำหรับผลการจำลองแบบการทำงานของแบบจำลอง Peer to Peer 10 Routers โดยใช้แหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR และ rt-VBR ในโครงข่าย WAN พบว่าอัลกอริทึมทุกแบบ ไม่สามารถรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุดในช่องสัญญาณเสมือนที่มีการประวิงเวลาสูงๆ ได้ และค่า Fairness Index ของอัลกอริทึม BADT มีค่ามากที่สุด เพราะอัลกอริทึม BADT ใช้การแบ่งแบนด์วิดท์ของแหล่งกำเนิดในระดับช่องสัญญาณเสมือน และในช่วงที่แหล่งกำเนิด rt-VBR ไม่ส่งข้อมูล (OFF State) ทำให้มี แบนด์วิดท์เหลือในโครงข่าย อัลกอริทึม BADT จะนำแบนด์วิดท์ที่เหลือนี้ไปให้กับแหล่งกำเนิดทราฟฟิกที่เป็นบริการ GFR ที่มีการใช้แบนด์วิดท์ต่ำกว่าอัตราบริการต่ำที่สุด ทำให้แหล่งกำเนิดที่ส่งในช่องสัญญาณเสมือน GFR VC9 และ GFR VC10 สามารถส่งข้อมูลได้มากขึ้น ดังแสดงในรูปที่ 6.15 และตารางที่ 6.29 จึงเป็นสาเหตุให้มีความยุติธรรมในการส่งข้อมูลมากขึ้น อัลกอริทึม BADT สามารถปรับปรุง Fairness Index ของอัลกอริทึม Double-EPD, Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting และ DFBA ได้ 14.40%, 9.30% และ 14.31% ตามลำดับ

เนื่องจากแหล่งกำเนิดทราฟฟิกที่เป็นบริการ rt-VBR มีช่วงเวลาส่งข้อมูลและหยุดส่งข้อมูล ทำให้แหล่งกำเนิดทราฟฟิกที่เป็นบริการ GFR ซึ่งส่งข้อมูลต่อเนื่องตลอดเวลา ปรับตัวในการส่งข้อมูลไม่ทันเมื่อแหล่งกำเนิดทราฟฟิกที่เป็นบริการ rt-VBR มีการเปลี่ยนช่วงเวลาจากช่วงส่งข้อมูลเป็นช่วงเวลาหยุดส่งข้อมูลหรือจากช่วงเวลาหยุดส่งข้อมูลไปเป็นช่วงเวลาส่งข้อมูล การแบ่งแบนด์วิดท์ของอัลกอริทึม BADT จึงมีผลทำให้แหล่งกำเนิดสูญเสียวิสัยสามารถบางส่วน เนื่องจากแหล่งกำเนิดที่มีการประวิงเวลามากจะนำแบนด์วิดท์ไปใช้งานได้ช้า ทำให้อัลกอริทึม BADT มีวิสัยสามารถลดลงเมื่อเทียบกับ อัลกอริทึม Double-EPD, Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting และ DFBA ทุกอัลกอริทึมมีประสิทธิภาพและ Fairness Index ลดลงในแบบจำลองที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR และ rt-VBR เมื่อเทียบกับแบบจำลองที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ทั้งหมดในโครงข่าย LAN และ WAN

สรุปจากผลการจำลองแบบของแบบจำลอง Peer to Peer 10 Routers พบว่าอัลกอริทึมที่น่าเสนอ คือ อัลกอริทึม BADT มี Fairness Index ที่มีค่าเข้าใกล้ 1 มากที่สุดแสดงว่าแหล่งกำเนิดแต่ละแหล่งสามารถส่งข้อมูลได้ยุติธรรมที่สุด ในสายส่งที่มีการประวิงเวลาไม่เท่ากัน โดยยังคงสามารถให้ค่า วิสัยสามารถในระดับสูงใกล้เคียงกับอัลกอริทึมอื่นๆ ทั้งในแบบจำลองที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ทั้งหมดในโครงข่ายแบบ LAN และ WAN (ประมาณ 99% ของวิสัยสามารถสูงที่สุดที่เป็นไปได้) และแบบจำลองที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR และ rt-VBR (ประมาณ 66% ของ วิสัยสามารถสูงที่สุดที่เป็นไปได้) ในโครงข่าย WAN



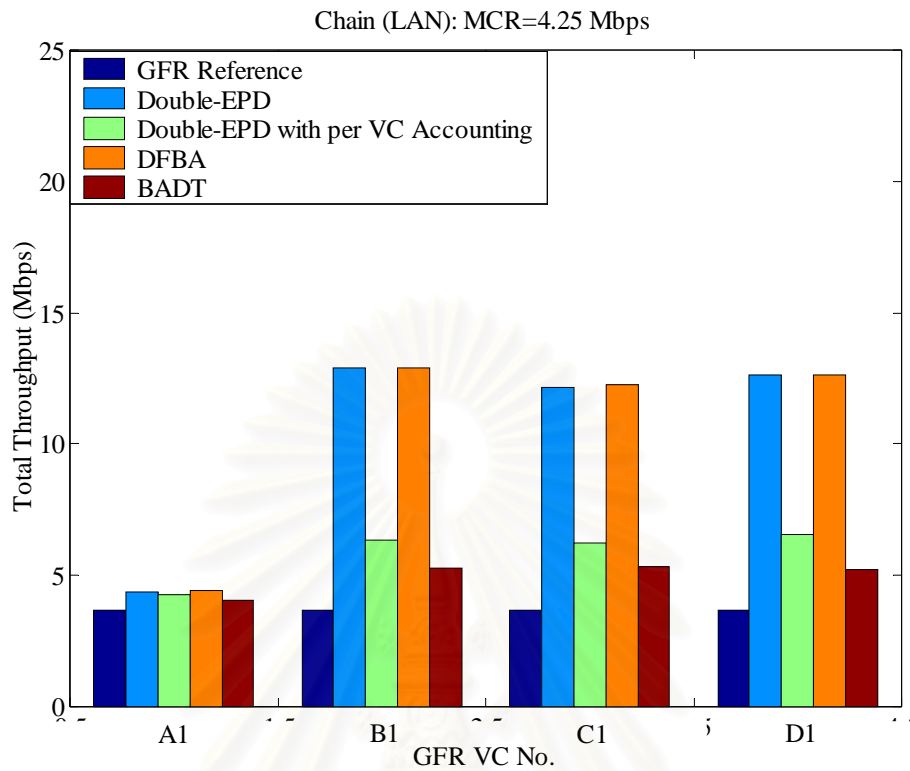
## 6.5 ผลการจำลองแบบการทำงานของแบบจำลอง Chain

### 6.5.1 ผลการจำลองแบบการทำงานโดยที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ทั้งหมดในโครงข่าย Local Area Network (LAN) และ Wide Area Network (WAN)

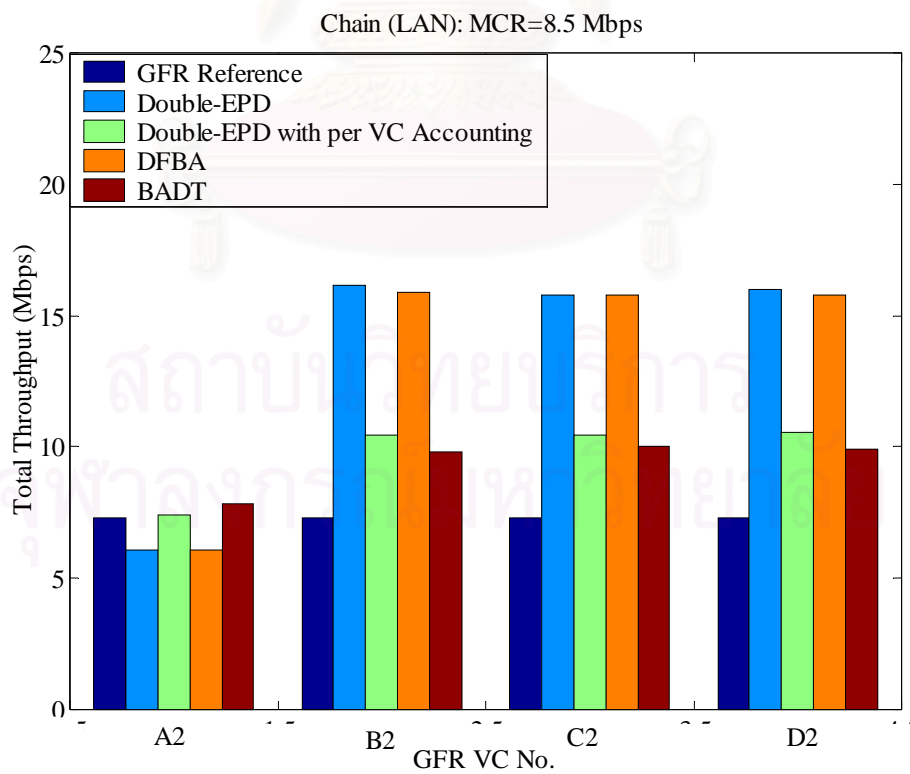
ในส่วนี้ผู้วิจัยจะจำลองแบบการทำงานของแบบจำลอง Chain ดังแสดงในรูปที่ 5.4 โดยแบบจำลอง Chain นี้เป็นแบบจำลองหนึ่งที่ศึกษาถึงผลกระทบของแหล่งกำเนิดที่มีการประวิงเวลาไม่เท่ากัน และมีการแทรกเข้าออกของแหล่งกำเนิดในระหว่างต้นทางและปลายทาง ดังนั้นในโครงข่ายจึงมีทั้ง ทราฟฟิกที่ผ่านหลายข่ายเชื่อมโยงและทราฟฟิกที่ผ่านเพียงข่ายเชื่อมโยงเดียว ทราฟฟิกที่ผ่านหลาย ข่ายเชื่อมโยงจะมีการประวิงเวลามากกว่าทราฟฟิกที่ผ่านข่ายเชื่อมโยงเดียว ในการจำลองแบบใช้ แหล่งกำเนิดทราฟฟิกที่เป็นบริการ GFR ที่มีการส่งข้อมูลคงที่อย่างต่อเนื่องตลอดเวลา โดย TCP จะ ควบคุมการส่งข้อมูลเข้าไปในโครงข่ายของแหล่งกำเนิด ในการจำลองแบบนี้กำหนดให้ขนาดบัฟเฟอร์มีค่าเป็น 16,000 เซลล์ ระดับจุดเริ่มเปลี่ยน HBO มีค่าเป็น 14,400 เซลล์ (90%ของขนาดบัฟเฟอร์) และระดับจุดเริ่มเปลี่ยน LBO มีค่าเป็น 2,000 เซลล์ ส่วนข้อกำหนดอื่นๆ ของแบบจำลอง Chain ดังแสดงในหัวข้อที่ 5.2.4

รูปที่ 6.16 แสดง Total Throughput ของอัลกอริทึมทั้ง 4 ที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ทั้งหมดในโครงข่ายแบบ LAN รูปที่ 6.17 แสดง Total Throughput ของอัลกอริทึมทั้ง 4 ที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ทั้งหมดในโครงข่ายแบบ WAN ตารางที่ 6.30 แสดงผลการจำลองแบบของอัลกอริทึมทั้ง 4 โดยที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ทั้งหมดในโครงข่ายแบบ LAN และตารางที่ 6.31 แสดงผลการทำงานของอัลกอริทึมทั้ง 4 โดยที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ทั้งหมดในโครงข่ายแบบ WAN

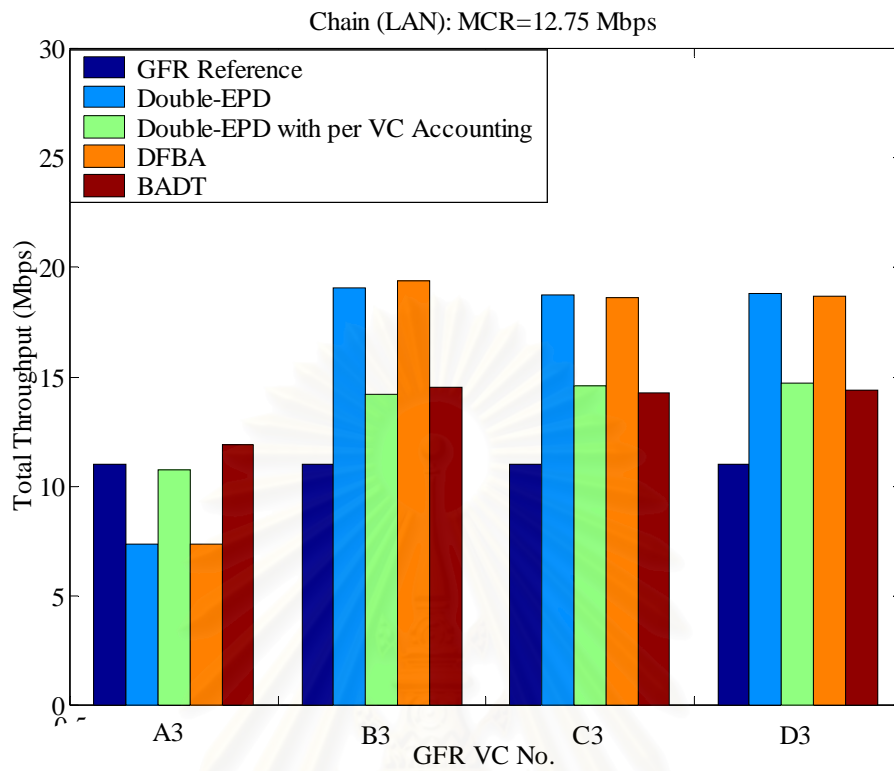
- ผลการจำลองแบบการทำงานของแบบจำลอง Chain ในโครงข่าย LAN



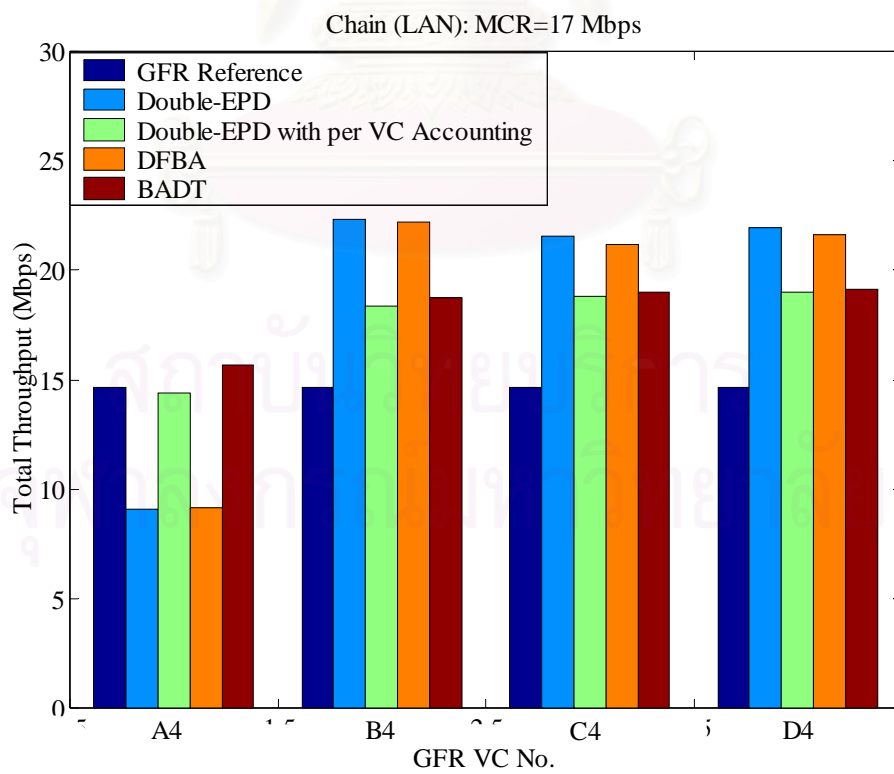
(ก) MCR = 4.25 Mbps



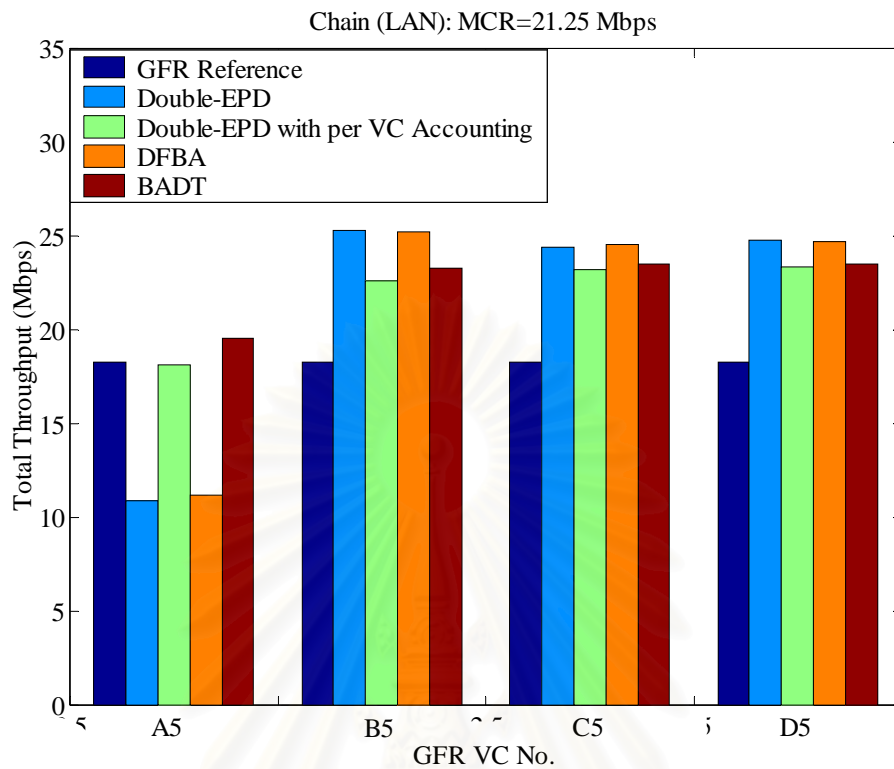
(ข) MCR = 8.5 Mbps



(a) MCR = 12.75 Mbps



(b) MCR = 17 Mbps



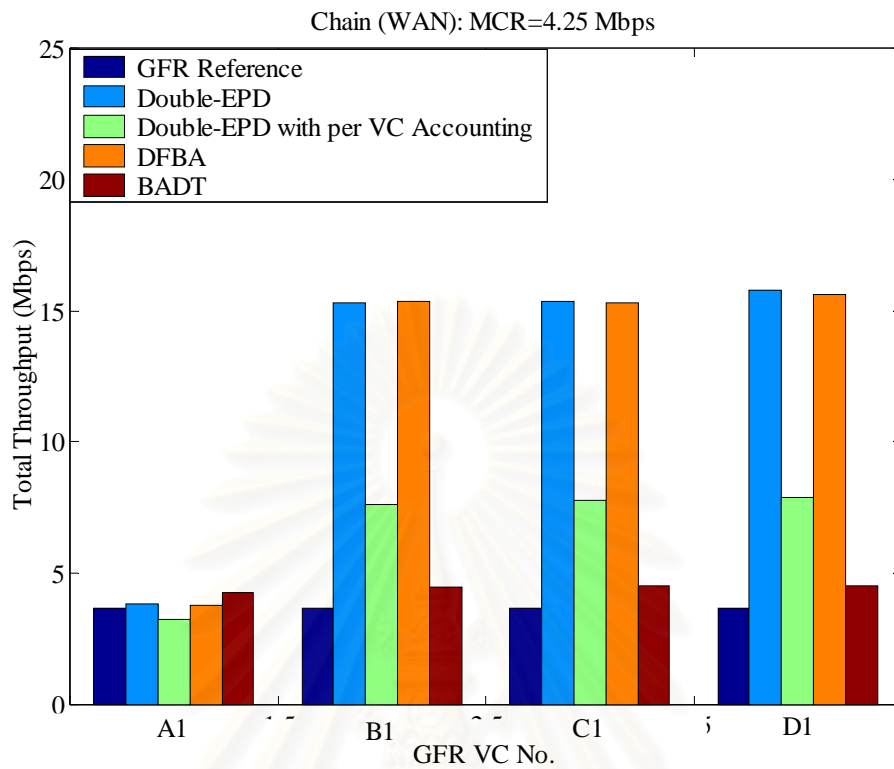
(จ) MCR = 21.25 Mbps

รูปที่ 6.16 Total Throughput ที่ได้จากการรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุดบนแบบจำลอง Chain ที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ทั้งหมดในโครงข่าย LAN

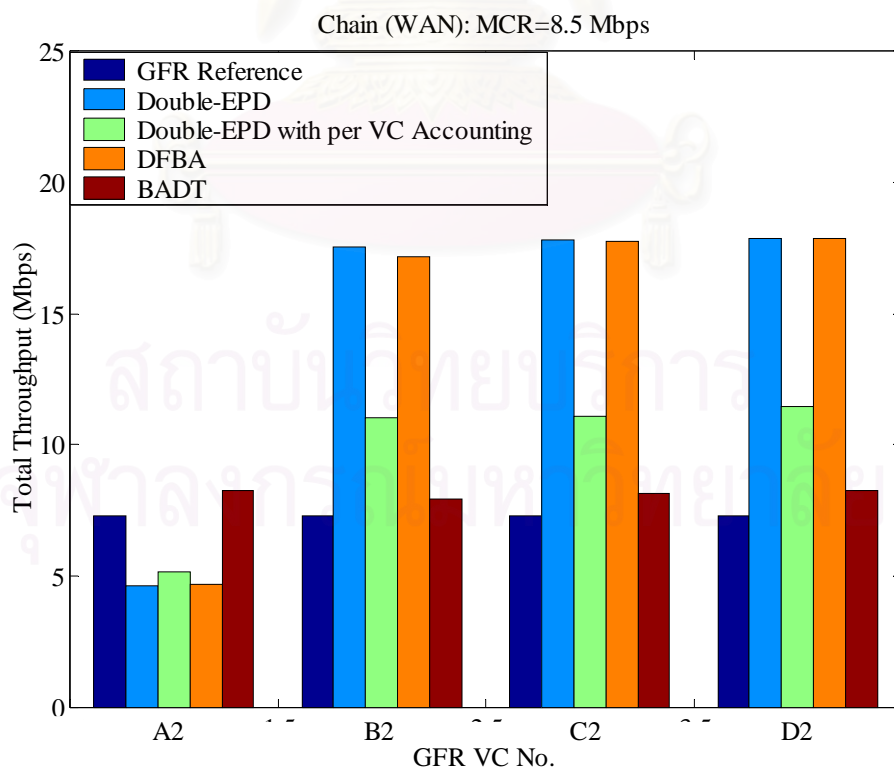
ตารางที่ 6.30 เปรียบเทียบผลการจำลองแบบสำหรับแบบจำลอง Chain ที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ทั้งหมดในโครงข่าย LAN

Algorithm	Double-EPD	Double-EPD with per VC Accounting	DFBA	BADT
Total Throughput (Mbps)	<u>131.984</u> 99.646	128.036 96.665	131.971 99.636	130.9418 98.859
Efficiency (%)	0.7398	0.9648	0.7403	<u>0.9877</u>
Fairness Index				

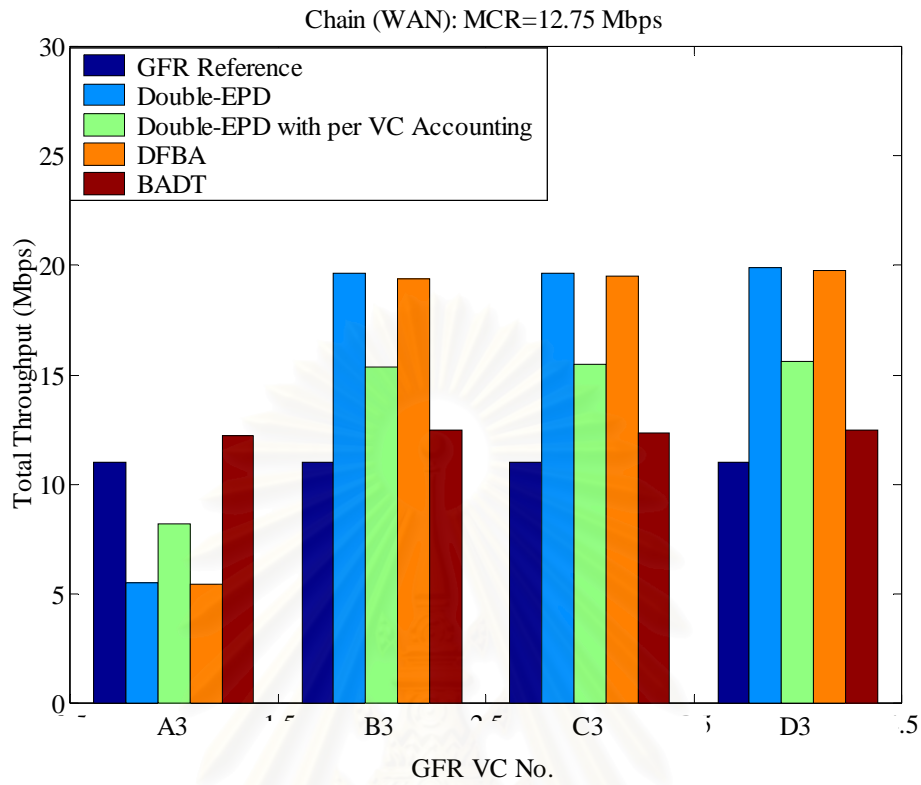
- ผลการจำลองแบบการทำงานของแบบจำลอง Chain ในโครงข่าย WAN



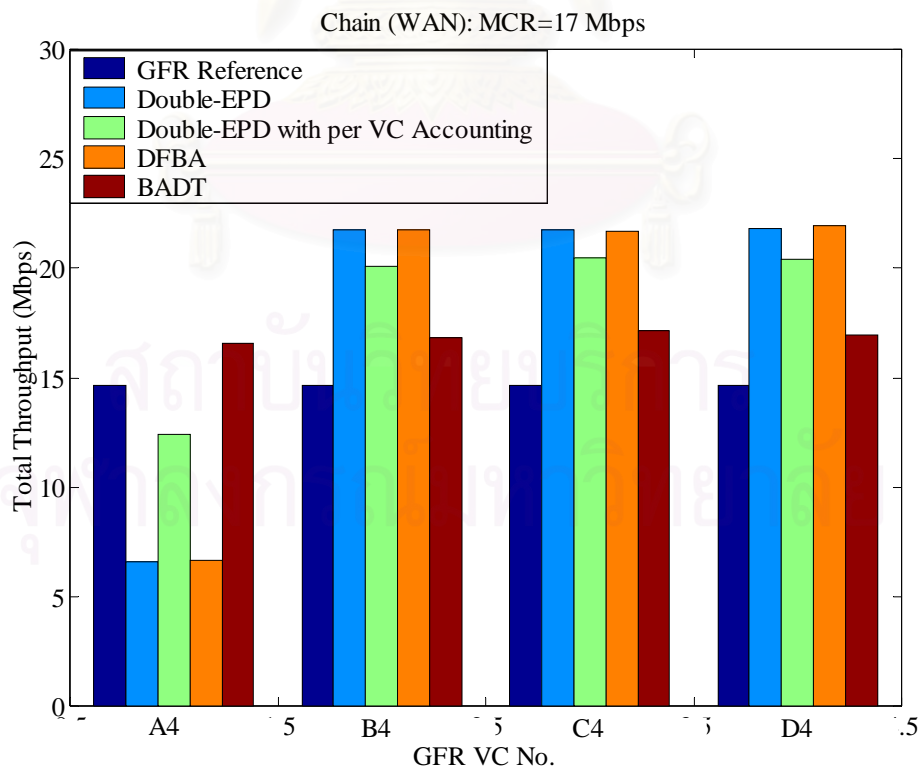
(ก) MCR = 4.25 Mbps



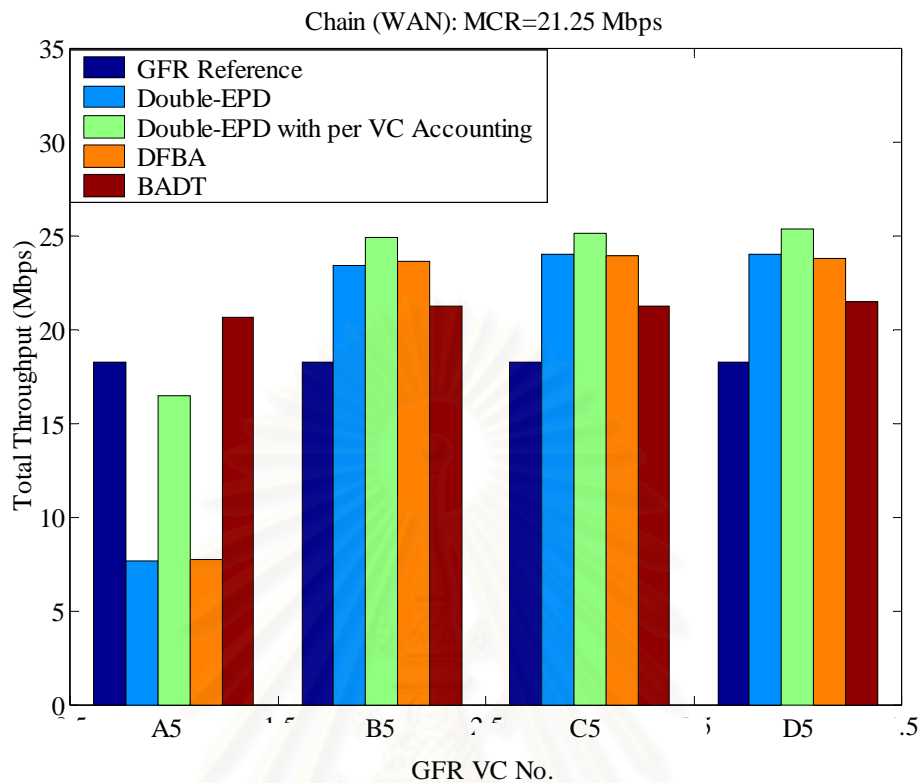
(ข) MCR = 8.5 Mbps



(a) MCR = 12.75 Mbps



(b) MCR = 17 Mbps



(จ) MCR = 21.25 Mbps

รูปที่ 6.17 Total Throughput ที่ได้จากการรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุดบนแบบจำลอง Chain ที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ทั้งหมดในโครงข่าย WAN

ตารางที่ 6.31 เปรียบเทียบผลการจำลองแบบสำหรับแบบจำลอง Chain ที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ทั้งหมดในโครงข่าย WAN

Algorithm	Double-EPD	Double-EPD with per VC Accounting	DFBA	BADT
Total Throughput (Mbps)	<u>131.325</u> 99.149	127.190 96.026	129.304 97.623	129.849 98.034
Efficiency (%)	0.6828	0.9165	0.6776	<u>0.9910</u>
Fairness Index				

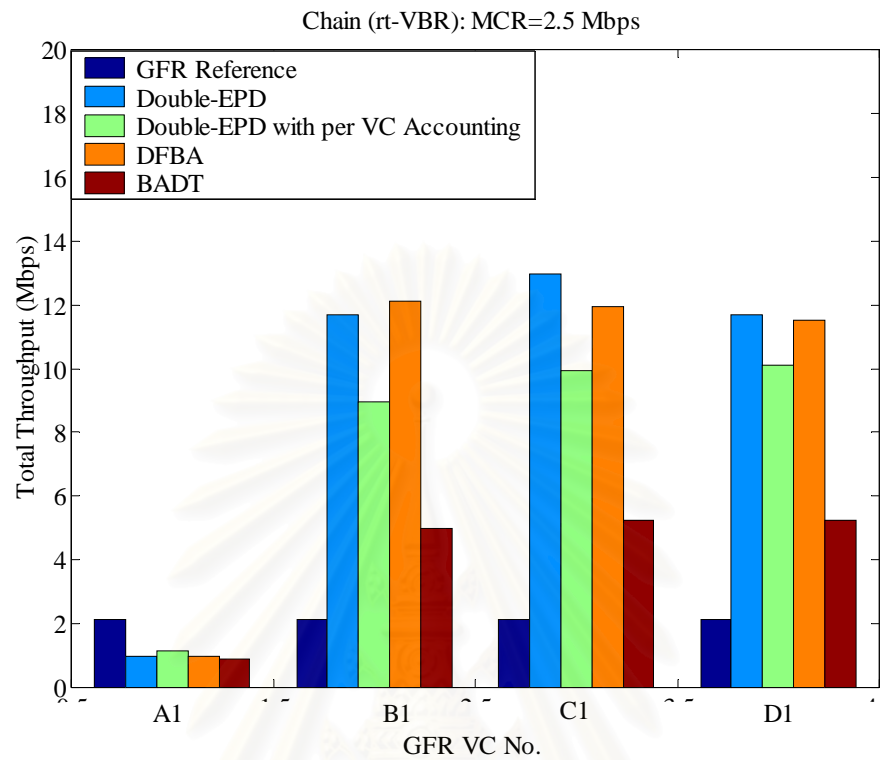
### 6.5.2 ผลการจำลองแบบการทำงานโดยที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR และ rt-VBR ในโครงข่าย Wide Area Network (WAN)

ในส่วนนี้ผู้วิจัยจะทดสอบการทำงานของอัลกอริทึมทั้ง 4 กับแบบจำลอง Chain ในโครงข่าย WAN ที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR และ rt-VBR แบบจำลอง Chain ที่ใช้ดังแสดงในรูปที่ 5.4 โดยมีแหล่งกำเนิดทั้งหมด 404 แหล่งกำเนิด แหล่งกำเนิดที่ 1 ถึง 400 เป็นแหล่งกำเนิดทราฟฟิกที่เป็นบริการ GFR ส่งข้อมูลคงที่ต่อเนื่องตลอดเวลา ส่วนแหล่งกำเนิดที่ 401 ถึง 404 เป็นแหล่งกำเนิดทราฟฟิกที่เป็นบริการ rt-VBR แหล่งกำเนิดทราฟฟิกที่เป็นบริการ rt-VBR มีช่วงเวลาที่ส่งข้อมูลและหยุดส่งข้อมูล ช่วงเวลาที่ส่งข้อมูลได้จะส่งข้อมูลเป็น 35 เปอร์เซ็นต์ของความจุโครงข่าย

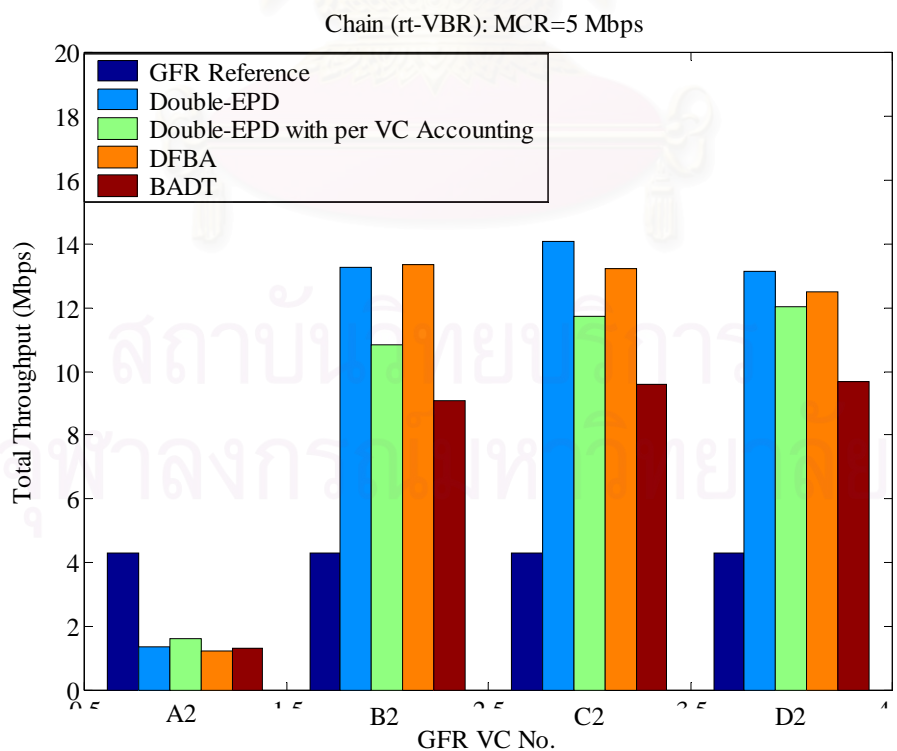
รูปที่ 6.18 แสดง Total Throughput ของอัลกอริทึมทั้ง 4 ที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR และ rt-VBR ในโครงข่ายแบบ WAN และตารางที่ 6.32 แสดงผลการเปรียบเทียบการจำลองแบบการทำงานของอัลกอริทึมทั้ง 4 บนแบบจำลอง Chain โดยมีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR และ rt-VBR ในโครงข่ายแบบ WAN



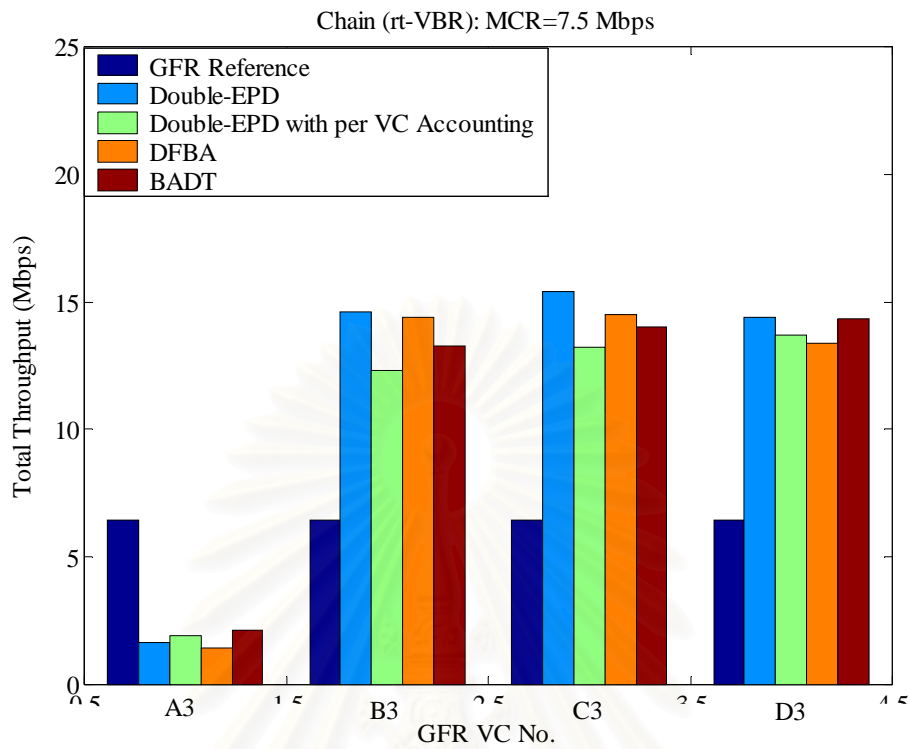
- ผลการจำลองแบบของแบบจำลอง Chain โดยมีแหล่งกำเนิดกราฟฟิกเป็นบริการ GFR และ rt-VBR ในโครงข่าย WAN



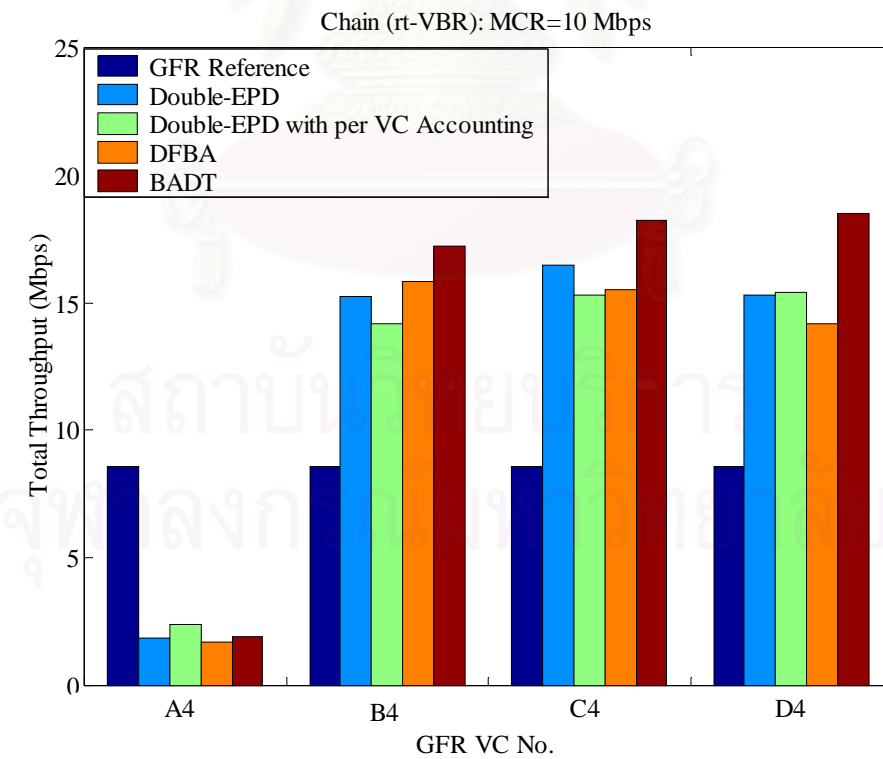
(ก) MCR = 2.5 Mbps



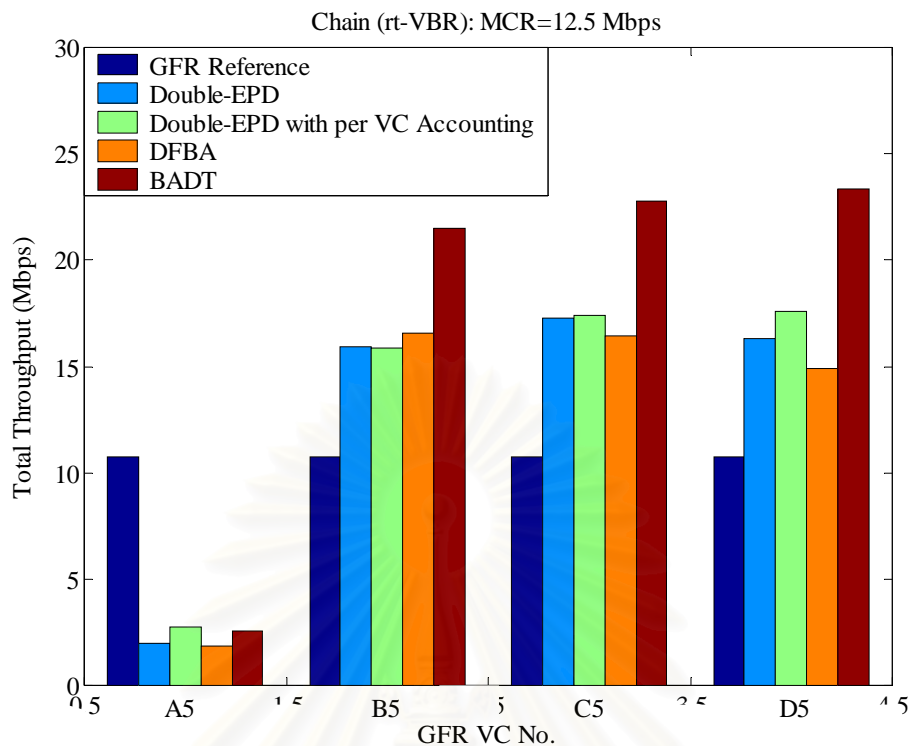
(ข) MCR = 5 Mbps



(ค) MCR = 7.5 Mbps



(จ) MCR = 10 Mbps



(จ) MCR = 12.5 Mbps

รูปที่ 6.18 Total Throughput ที่ได้จากการรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุดบนแบบจำลอง Chain ที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR และ rt-VBR ในโครงข่าย WAN

ตารางที่ 6.32 เปรียบเทียบผลการจำลองแบบสำหรับแบบจำลอง Chain ที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR และ rt-VBR ในโครงข่าย WAN

Algorithm	Double-EPD	Double-EPD with per VC Accounting	DFBA	BADT
Total Throughput (Mbps)	<u>80.450</u> <u>60.739</u>	76.011 57.387	77.318 58.374	77.807 58.743
Efficiency (%)	0.4751	0.5404	0.4681	<u>0.6342</u>
Fairness Index				

### 6.5.3 การวิเคราะห์ผลการจำลองแบบการทำงานของแบบจำลอง Chain

เมื่อโครงข่ายเป็นแบบ LAN ซึ่งมีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ทั้งหมดในโครงข่าย จากผลการจำลองแบบของอัลกอริทึม Double-EPD, Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting, DFBA และ BADT พบว่าแหล่งกำเนิดจากเราเตอร์กลุ่ม A คือเราเตอร์ A1 ถึง เราเตอร์ A5 ดังในรูปที่ 5.4 ซึ่งมีค่าประวิงเวลามากที่สุดเพราะต้องส่งข้อมูลผ่านหลาย Hop มีค่า Total Throughput น้อยกว่าแหล่งกำเนิดอื่นๆ ซึ่งมีค่าประวิงเวลาน้อยและส่งข้อมูลผ่านเพียง 1 Hop เท่านั้น ด้วยสาเหตุนี้จึงเป็นผลทำให้ อัลกอริทึม Double-EPD มีค่าความยุติธรรม (Fairness) ในการส่งข้อมูลต่ำกว่าอัลกอริทึมอื่นๆ ไปด้วย คือมีค่า Fairness Index เป็น 0.7398 และอัลกอริทึม BADT มีความยุติธรรมในการส่งข้อมูลสูงที่สุดเป็น 0.9877 อัลกอริทึม BADT สามารถปรับปรุงความยุติธรรมของอัลกอริทึม Double-EPD, DFBA และ Double-EPD ได้ 25.1%, 25.05% และ 2.32% ตามลำดับ เนื่องจากอัลกอริทึม BADT และ Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting จะมีการตรวจวัดข้อมูลที่ส่งเข้ามาที่สวิตช์ของแหล่งกำเนิด แต่ละแหล่ง ถ้าแหล่งกำเนิดใดส่งเซลล์แล้วมีจำนวนเซลล์ที่มีบิต CLP = 1 มากกว่าระดับ Fair Share ของเซลล์ที่มีบิต CLP = 1 และความยาวคิวรวมมากกว่าจุดเริ่มเปลี่ยน LBO สวิตช์ก็จะทำการทิ้งเซลล์ของแหล่งกำเนิดนั้นออกไป จึงทำให้มีค่าความยุติธรรมมากกว่าอัลกอริทึม Double-EPD และ DFBA สำหรับค่า Total Throughput ของอัลกอริทึมเรียงจากมากไปน้อยคือ อัลกอริทึม Double-EPD, DFBA, BADT และ Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting เป็น 131.984 Mbps, 131.971 Mbps, 130.942 Mbps และ 128.036 Mbps ตามลำดับ สาเหตุที่อัลกอริทึม BADT มีวิสัยสามารถสูงกว่าอัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting เพราะอัลกอริทึม BADT มีการแบ่งแบนด์วิดท์ที่ไม่ได้ ใช้งานจากช่องสัญญาณเสมือนต่างๆไปให้กับช่องสัญญาณเสมือนที่มีอัตราการส่งข้อมูลสูงตามสัดส่วนของ MCR ดังแสดงในรูปที่ 6.16 และตารางที่ 6.30 สำหรับการรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุดมีเพียง อัลกอริทึม BADT อัลกอริทึมเดียวที่สามารถรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุดได้ในช่องสัญญาณเสมือนทุกช่อง

ในโครงข่ายแบบ WAN ซึ่งมีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ทั้งหมดในโครงข่าย ผลการจำลองแบบแสดงดังรูปที่ 6.17 และตารางที่ 6.31 อัลกอริทึม BADT ยังสามารถรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุดได้ในช่องสัญญาณเสมือนทุกช่องเพียงอัลกอริทึมเดียวเช่นเดิม และรักษาความยุติธรรมในการส่งข้อมูลได้ดี โดยมีความยุติธรรมในการส่งข้อมูลสูงที่สุดเป็น 0.9910 และมี Total Throughput สูงด้วยคือ 129.849 Mbps ค่าความยุติธรรมมีค่าลดลงในอัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting, Double-EPD และ DFBA เป็น 0.9165, 0.6828 และ 0.6776 ตามลำดับ และวิสัยสามารถมีค่าน้อยที่สุดในอัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting เป็น 127.19 Mbps ส่วนอัลกอริทึม Double-EPD มีค่าวิสัยสามารถสูงที่สุดเป็น 131.325 Mbps

สำหรับผลการจำลองแบบของแบบจำลอง Chain ที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR และ rt-VBR ในโครงข่าย WAN นั้นพบว่าประสิทธิภาพและความยุติธรรมของอัลกอริทึมต่างๆ มีค่าลดลงเมื่อเปรียบเทียบกับแบบจำลองที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ทั้งหมดในโครงข่าย LAN และ WAN อัลกอริทึม BADT มีความยุติธรรมสูงที่สุดเป็น 0.6342 ความยุติธรรมมีค่าลดลงในอัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting, Double-EPD และ DFBA เป็น 0.5404, 0.4751 และ 0.4681 ตามลำดับ ส่วนค่าวิสัยสามารถและประสิทธิภาพมีค่าสูงสุดในอัลกอริทึม Double-EPD เป็น 80.450 Mbps และ 60.739% ตามลำดับ วิสัยสามารถมีค่าลดลงในอัลกอริทึม BADT, DFBA และ Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting ตามลำดับ เพราะอัลกอริทึม BADT มีการแบ่งแบนด์วิดท์ของแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ rt-VBR ในขณะที่ไม่มีการส่งข้อมูลให้แก่แหล่งกำเนิดทราฟฟิกที่เป็น GFR ที่ส่งข้อมูลต่อเนื่องตลอดเวลา และมีการตรวจนับจำนวนเซลล์ที่อยู่ในบัฟเฟอร์ไม่ให้เกิดระดับ Fair Share ซึ่งเหตุผลทั้งสองนี้เป็นเหตุผลหลักที่ทำให้อัลกอริทึม BADT สามารถปรับปรุงสมรรถนะ TCP ได้ดี ส่วนอัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting และ DFBA เป็นอัลกอริทึมที่มีการนับจำนวนเซลล์ที่อยู่ในบัฟเฟอร์จึงให้ความยุติธรรมมากกว่าอัลกอริทึม Double-EPD ดังแสดงในรูปที่ 6.18 และตารางที่ 6.32 ทุกอัลกอริทึมไม่สามารถรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุดของช่องสัญญาณเสมือน A1 ถึง A5 ซึ่งมีการประวิงเวลามากที่สุดได้

สรุปผลการจำลองแบบของแบบจำลอง Chain ที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ทั้งหมดในโครงข่าย หรือแบบจำลอง Chain ที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR และ rt-VBR ในโครงข่าย อัลกอริทึม BADT สามารถปรับปรุงสมรรถนะของ TCP ทั้งในกรณีความยุติธรรมและ วิสัยสามารถได้ในโครงข่ายแบบ LAN และ WAN แต่ในกรณีแบบจำลองที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR และ rt-VBR ในโครงข่ายทุกอัลกอริทึมจะมีสมรรถนะลดลง และไม่สามารถรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุดของช่องสัญญาณเสมือน A1 ถึง A5 ได้ อัลกอริทึม BADT ยังสามารถปรับปรุงความยุติธรรมได้ดีกว่าอัลกอริทึม Double-EPD, Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting และ DFBA

## 6.6 ผลการจำลองแบบและการวิเคราะห์ความซับซ้อนของอัลกอริทึมต่างๆ

การพิจารณาความซับซ้อนของอัลกอริทึมที่ใช้ในการจัดสรรบัพเฟอร์ (Implementation Complexity) สามารถพิจารณาได้จาก ระดับข้อมูลที่ใช้พิจารณาการครอบครองบัพเฟอร์ (State Information), ชนิดของจุดเริ่มเปลี่ยน, จำนวนจุดเริ่มเปลี่ยนที่ใช้, จำนวนพารามิเตอร์ที่พิจารณา, เวลาที่ใช้ในการประมวลผลโปรแกรมและจำนวนหน่วยความจำที่ใช้งาน ดังแสดงในตารางที่ 6.33

การจำลองแบบเพื่อเปรียบเทียบเวลาที่ใช้ในการประมวลผลโปรแกรมของอัลกอริทึม Double-EPD, Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting, DFBA และอัลกอริทึมที่นำเสนอ (BADT) ในส่วนนี้จะทำบนแบบจำลอง Peer to Peer 5 Routers ดังแสดงในรูปที่ 5.2 โดยใช้ข้อกำหนดต่างๆ ตามหัวข้อที่ 5.2.1 ผลการทดสอบแสดงดังตารางที่ 6.33

ตารางที่ 6.33 เปรียบเทียบความซับซ้อนของอัลกอริทึม Double-EPD, Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting, DFBA และ BADT

Algorithm	Double-EPD	Double-EPD with per VC Accounting	DFBA	BADT
State Information	Global	per VC	per VC	per VC
Threshold Type	Static	Dynamic	Dynamic	Dynamic
Number of Thresholds	2	4	3 + 1 P{drop}	4
Number of Parameters	3	7	8	7
Time in Process (sec)	9.24	9.56	10.16	9.41

วิธีการพิจารณาคิวในบัพเฟอร์ของแหล่งกำเนิดที่ใช้บัพเฟอร์ร่วมกันนั้นแบ่งเป็น 2 ประเภทคือ การพิจารณาคิวรวม (Global) เป็นการพิจารณาจำนวนเซลล์ทั้งหมดในบัพเฟอร์ และการพิจารณาคิวแยกในช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่อง (per VC) โดยใช้เทคนิค per VC Accounting ซึ่งในทางปฏิบัติถือว่าการทำงานของการพิจารณาคิวแยกในช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่องมีความซับซ้อนสูงกว่าการพิจารณาคิวรวม และความซับซ้อนจะสูงขึ้นเมื่อจำนวนช่องสัญญาณเสมือนเพิ่มขึ้น ส่วนประเภทของ จุดเริ่มเปลี่ยน (Threshold Type) นั้น ถ้าจุดเริ่มเปลี่ยนเป็นแบบพลวัต (Dynamic) ต้องมีการคำนวณ จุดเริ่มเปลี่ยนทุกครั้งที่มีแพ็กเก็ตใหม่มาถึงบัพเฟอร์ ทำให้ระดับความซับซ้อนสูงกว่ากรณีจุดเริ่มเปลี่ยนแบบคงที่ (Static) ดังนั้นในการทำงานของอัลกอริทึม Double-EPD ซึ่งใช้การพิจารณาคิวรวมและมี จุดเริ่มเปลี่ยนแบบคงที่ 2 ค่าคือจุดเริ่มเปลี่ยน HBO และ LBO จึงมีระดับความซับซ้อนต่ำกว่าอัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting, DFBA และ BADT

สำหรับอัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting, DFBA และ BADT ซึ่งพัฒนาต่อเนื่องมาจากอัลกอริทึม Double-EPD โดยใช้การพิจารณาคิวแยกในช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่อง (per VC) และใช้จุดเริ่มเปลี่ยนแบบพลวัต (Dynamic) จากตารางที่ 6.33 พบว่าอัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting และ BADT มีระดับจุดเริ่มเปลี่ยนเท่ากันคือ 4 ระดับ โดยระดับจุดเริ่มเปลี่ยนของอัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting ได้แก่ จุดเริ่มเปลี่ยน  $HBO$ ,  $LBO$ ,  $\overline{Th}_{clp1}$  และ  $\overline{Th}_{clp0}$  ระดับจุดเริ่มเปลี่ยนของอัลกอริทึม BADT ได้แก่ จุดเริ่มเปลี่ยน  $HBO$ ,  $LBO$ , ระดับ Fair Share ( $T_f$ ) และ  $TH_f$  ส่วนระดับจุดเริ่มเปลี่ยนของอัลกอริทึม DFBA มี 3 ระดับคือ จุดเริ่มเปลี่ยน  $HBO$ ,  $LBO$ , ระดับ Fair Share ( $X \times W/M$ ) นอกจากนี้ในอัลกอริทึม DFBA ยังมี  $P\{Drop\}$  ซึ่งเป็นความน่าจะเป็นของการทิ้งแพ็กเก็ต ผลจากการจำลองแบบพบว่าอัลกอริทึม DFBA ใช้เวลาในการประมวลผลโปรแกรมมากที่สุด เนื่องจากใช้จำนวนพารามิเตอร์ในการจัดการของอัลกอริทึมมากที่สุด และมีการคำนวณหาระดับ Fair Share ทุกครั้งที่มีแพ็กเก็ตใหม่มาถึง เวลาในการประมวลผลโปรแกรมลดต่ำลงในอัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting และ BADT ตามลำดับ สาเหตุที่ อัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting ใช้เวลาในการประมวลผลโปรแกรมมากกว่า อัลกอริทึม BADT เนื่องจากการคำนวณจุดเริ่มเปลี่ยนสำหรับแพ็กเก็ตที่ถูกแท็ก ( $\overline{Th}_{clp1}$ ) ของอัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting เป็นแบบพลวัต โดยคำนวณทุกครั้งที่มีแพ็กเก็ตที่มีบิต CLP=1 ใหม่มาถึง ดังนั้นในช่องสัญญาณเสมือนที่มีการรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุดด้วยค่า MCR ต่ำ ซึ่งมีแพ็กเก็ตที่มีบิต CLP=1 จำนวนมากจึงทำให้อัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting มีความซับซ้อนสูงกว่าอัลกอริทึม BADT ซึ่งใช้การคำนวณจุดเริ่มเปลี่ยน  $LBO_f$  เพียงครั้งเดียว ส่วนการคำนวณจุดเริ่มเปลี่ยนสำหรับแพ็กเก็ตที่ได้รับการรับรองบริการของอัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting ( $\overline{Th}_{clp0}$ ) ซึ่งเป็นจุดเริ่มเปลี่ยนแบบพลวัต มีระดับความซับซ้อนต่ำกว่าการคำนวณจุดเริ่มเปลี่ยนสำหรับแพ็กเก็ตที่ได้รับการรับรองบริการของอัลกอริทึม BADT ซึ่งได้แก่ระดับ Fair Share ( $T_f$ ) ที่มีการคำนวณเพียงครั้งเดียว และจุดเริ่มเปลี่ยน  $TH_f$  ที่เป็นจุดเริ่มเปลี่ยนแบบพลวัต

จากตารางที่ 6.33 เมื่อพิจารณาความซับซ้อนโดยรวมแล้ว จะเห็นว่าอัลกอริทึม BADT ใช้จำนวนจุดเริ่มเปลี่ยนและพารามิเตอร์มาก แต่ใช้เวลาในการประมวลผลโปรแกรมน้อย ทำให้สามารถประหยัดเวลาในการรอคอยการตัดสินใจของระบบ

## บทที่ 7

### บทสรุปและข้อเสนอแนะ

#### 7.1 สรุปผลการทดสอบ

ผลการจำลองแบบและการวิเคราะห์ที่ในบทที่ 6 เป็นผลการทดสอบสมรรถนะของ TCP บนบริการ GFR ในโครงข่าย ATM ซึ่งในการทดสอบได้ใช้การปรับพารามิเตอร์ต่างๆ ที่มีผลต่อสมรรถนะของ TCP และใช้การจำลองแบบการทำงานของโครงข่ายแบบต่างๆ โดยเปรียบเทียบผลการรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุด, ค่าวิสัยสามารถ, ประสิทธิภาพโครงข่าย และความยุติธรรมในการส่งข้อมูลของกลไกการจัดสรรบัฟเฟอร์ที่นำเสนอ (BADT) กับอัลกอริทึม Double-EPD, Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting และ DFBA ซึ่งผลต่างๆ สามารถสรุปได้ดังตารางที่ 7.1 และตารางที่ 7.2

ตารางที่ 7.1 แสดงการสรุปผลกระทบของพารามิเตอร์ต่างๆ ที่สำคัญต่อการบริการข้อมูล GFR สำหรับการปรับระดับจุดเริ่มเปลี่ยน LBO (เฉพาะกรณีที่ได้ทำการจำลองแบบ) ของอัลกอริทึมต่างๆ ตารางนี้แสดงว่าระดับจุดเริ่มเปลี่ยน LBO และจุดเริ่มเปลี่ยน HBO มีค่าเป็น 2,000 เซลล์และ 14,400 เซลล์ตามลำดับจะทำให้ประสิทธิภาพของ TCP และความยุติธรรมในการส่งข้อมูลสูงสุด เมื่อปรับระดับจุดเริ่มเปลี่ยน LBO ของอัลกอริทึมต่างๆ เพิ่มขึ้นที่มีระดับมากกว่า 2,000 เซลล์จะมีผลทำให้ประสิทธิภาพและความยุติธรรมลดลง และการปรับลดระดับจุดเริ่มเปลี่ยน LBO ต่ำกว่า 2,000 เซลล์ก็มีผลทำให้ประสิทธิภาพและความยุติธรรมลดลงเช่นกัน

ผลการเปลี่ยนขนาดบัฟเฟอร์ ถ้าบัฟเฟอร์มีขนาดใหญ่ ประสิทธิภาพของโครงข่ายจะมีค่าลดลงเนื่องจากขนาดบัฟเฟอร์ส่งผลกระทบต่อจุดเริ่มเปลี่ยนต่างๆ โดยบัฟเฟอร์ขนาด 16,000 เซลล์ให้ค่าความยุติธรรมสูงสุด ค่า Fairness Index ของอัลกอริทึม Double-EPD มีค่าลดลงเมื่อบัฟเฟอร์มีขนาดใหญ่ขึ้น สำหรับอัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting มีค่า Fairness Index เพิ่มขึ้นเรื่อยๆ เมื่อบัฟเฟอร์มีขนาดใหญ่ขึ้น ส่วนอัลกอริทึม BADT และ DFBA มีค่า Fairness Index สูงเมื่อขนาดบัฟเฟอร์เป็น 16,000 เซลล์

ในการเปลี่ยนแปลงจำนวนแหล่งกำเนิดที่ต่อกับเราเตอร์หรือ TCP Connections ต่อเราเตอร์ ถ้าจำนวน TCP Connections มากขึ้นก็จะทำให้ความยุติธรรมของโครงข่ายเพิ่มขึ้น แต่อัลกอริทึม BADT มีค่าความยุติธรรมในการส่งข้อมูลค่อนข้างคงที่ การมีแหล่งกำเนิดจำนวนมากต่อกับเราเตอร์ทำให้ช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่องมีแบนด์วิดท์ของสายส่งสูงสุดเท่ากับ PCR ตลอดเวลา



ตารางที่ 7.1 ตารางสรุปผลกระทบของพารามิเตอร์ต่างๆ ที่สำคัญ สำหรับการบริการข้อมูล GFR

พารามิเตอร์ ที่เปลี่ยนแปลงค่า	Efficiency				Fairness Index			
	Double-EPD	Double-EPD with per VC Accounting	DFBA	BADT	Double-EPD	Double-EPD with per VC Accounting	DFBA	BADT
ปรับระดับจุดเริ่มเปลี่ยน LBO เพิ่มขึ้นมากกว่า 2,000 เซลล์	ไม่เปลี่ยนแปลง	ลดลง	ไม่ เปลี่ยนแปลง	ลดลง	ลดลง	ไม่ เปลี่ยนแปลง	ลดลง	ไม่ เปลี่ยนแปลง
ปรับระดับจุดเริ่มเปลี่ยน LBO ลดลงต่ำกว่า 2,000 เซลล์	ลดลง	ลดลง	ลดลง	ลดลง	เพิ่มขึ้น	ลดลง	เพิ่มขึ้น	ลดลง
ปรับระดับจุดเริ่มเปลี่ยน HBO เพิ่มขึ้น	มีค่า ไม่แน่นอน	มีค่า ไม่แน่นอน	มีค่า ไม่แน่นอน	มีค่า ไม่แน่นอน	ไม่ เปลี่ยนแปลง	ไม่ เปลี่ยนแปลง	ไม่ เปลี่ยนแปลง	ไม่ เปลี่ยนแปลง
เพิ่มขนาดบัฟเฟอร์ที่สวิตช์	ลดลง	ลดลง	ลดลง	ลดลง	ลดลง	เพิ่มขึ้น	ลดลง	เพิ่มขึ้น
เพิ่มจำนวนแหล่งกำเนิดที่ต่อกับเรา เตอร์	เพิ่มขึ้น	ลดลง	ลดลง	เพิ่มขึ้น	เพิ่มขึ้น	เพิ่มขึ้น	เพิ่มขึ้น	เพิ่มขึ้น
เพิ่มขนาด MBS	ลดลง	ลดลง	ลดลง	ลดลง	เพิ่มขึ้น	เพิ่มขึ้น	เพิ่มขึ้น	เพิ่มขึ้น
เพิ่มค่า MCR	ลดลง	ลดลง	ลดลง	เพิ่มขึ้น	เพิ่มขึ้น	เพิ่มขึ้น	เพิ่มขึ้น	เพิ่มขึ้น
เพิ่มขนาด MTU	เพิ่มขึ้น	เพิ่มขึ้น	เพิ่มขึ้น	เพิ่มขึ้น	เพิ่มขึ้น	เพิ่มขึ้น	ลดลง	เพิ่มขึ้น

ตารางที่ 7.2 ตารางสรุปผลการทดสอบอัลกอริทึมต่างๆ บนแบบจำลอง Peer to Peer 5 Routers, Peer to Peer 10 Routers และ Chain

Performance Index			Efficiency				Fairness Index			
Model	Network	Source	Double-EPD	Double-EPD with per VC Accounting	DFBA	BADT	Double-EPD	Double-EPD with per VC Accounting	DFBA	BADT
Peer to Peer 5 Routers	LAN	GFR	สูง	สูง	สูง	สูง	สูง	สูง	สูง	สูง
	WAN	GFR	สูง	สูง	สูง	สูง	สูง	สูง	สูง	สูง
		GFR & rt-VBR	ปานกลาง	ปานกลาง	ปานกลาง	ปานกลาง	ปานกลาง	สูง	ปานกลาง	สูง
Peer to Peer 10 Routers	LAN	GFR	สูง	สูง	สูง	สูง	สูง	สูง	สูง	สูง
	WAN	GFR	สูง	สูง	สูง	สูง	ปานกลาง	สูง	ปานกลาง	สูง
		GFR & rt-VBR	ปานกลาง	ปานกลาง	ปานกลาง	ปานกลาง	ปานกลาง	ปานกลาง	ปานกลาง	ปานกลาง
Chain	LAN	GFR	สูง	สูง	สูง	สูง	ปานกลาง	สูง	ปานกลาง	สูง
	WAN	GFR	สูง	สูง	สูง	สูง	ปานกลาง	สูง	ปานกลาง	สูง
		GFR & rt-VBR	ปานกลาง	ปานกลาง	ปานกลาง	ปานกลาง	ต่ำ	ปานกลาง	ต่ำ	ปานกลาง

ในการเปลี่ยนแปลงขนาด MBS อัลกอริทึม BADT มีค่า Fairness Index สูงที่สุดคือ 0.9994 และมีค่าไม่เปลี่ยนแปลงมากนักแม้ขนาด MBS จะเปลี่ยนแปลงไป ส่วนอัลกอริทึม Double-EPD, Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting และ DFBA จะมีความยุติธรรมเพิ่มขึ้นเมื่อเพิ่มขนาด MBS

การเปลี่ยนแปลงค่า MCR เมื่อโครงข่ายรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุดเป็น 50% ของความจุสายส่งสูงสุด ทำให้ช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่องมีอัตราบริการต่ำที่สุดต่ำ แต่มีโอกาสในการนำแบนด์วิดท์ที่เหลือจากการรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุดมาใช้งานได้มาก ประสิทธิภาพการส่งข้อมูลจึงเปลี่ยนแปลงเล็กน้อยเท่านั้น อัลกอริทึม BADT สามารถรับประกันข้อมูลได้สูงทั้งค่า MCR เป็น 50% และ 85 % ของความจุสายส่งสูงสุด

การปรับขนาด MTU ในโพรโทคอล TCP เมื่อขนาด MTU เท่ากับ 8,192 ไบต์ มีผลทำให้ประสิทธิภาพของทุกอัลกอริทึมมีค่ามากที่สุด เนื่องจากมีประสิทธิภาพการใช้งานบัฟเฟอร์สูงสุด มีแพ็กเก็ตเกิดการสูญหายน้อยที่สุด และเมื่อเพิ่มขนาด MTU มากขึ้นมีผลทำให้มีการใช้แบนด์วิดท์ของโครงข่ายมีประสิทธิภาพมากขึ้น

ในการออกแบบโครงข่ายที่ใช้กับการบริการแบบ GFR จะต้องเลือกค่าพารามิเตอร์ต่างๆ ในสวิตช์และระบบปลายทางที่เหมาะสม เช่น ขนาดบัฟเฟอร์, ระดับจุดเริ่มเปลี่ยน, ขนาด MBS, ค่า MCR และขนาด MTU เป็นต้น ซึ่งจะทำให้โครงข่ายและโพรโทคอล TCP มีค่าวิสัยสามารถ, ประสิทธิภาพ และความยุติธรรมในการส่งข้อมูลเพิ่มขึ้น แต่ในทางปฏิบัติบางครั้งเราไม่สามารถเลือกค่าพารามิเตอร์บางค่าได้ เช่น ขนาดบัฟเฟอร์ที่จำกัด ดังนั้นเราจะต้องปรับค่าพารามิเตอร์อื่นให้เหมาะสมเพื่อหลีกเลี่ยงไม่ให้โครงข่ายมีประสิทธิภาพต่ำมากเกินไป

ตารางที่ 7.2 แสดงการสรุปผลการทดสอบอัลกอริทึมต่างๆ บนแบบจำลอง Peer to Peer 5 Routers, Peer to Peer 10 Routers และ Chain สำหรับแบบจำลอง Peer to Peer 5 Routers ในกรณีที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ทั้งหมดในโครงข่าย LAN และในกรณีที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR และ rt-VBR ในโครงข่าย WAN อัลกอริทึม BADT สามารถปรับปรุงประสิทธิภาพ TCP ให้ดีขึ้น โดยเฉพาะในกรณีที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ทั้งหมดในโครงข่าย ค่าความยุติธรรมในการส่งข้อมูลเป็น 0.999 ซึ่งสูงมาก แต่ในกรณีที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR และ rt-VBR ในโครงข่ายแม้ค่าประสิทธิภาพของแหล่งกำเนิดทราฟฟิกที่เป็นบริการ GFR ในอัลกอริทึมทุกแบบจะลดลงเนื่องจากมีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกที่เป็นบริการ rt-VBR มาแย่งใช้แบนด์วิดท์ อัลกอริทึม BADT สามารถที่จะปรับปรุงความยุติธรรม (Fairness) ให้ดีขึ้นมาก และสามารถนำแบนด์วิดท์ที่เหลือจากการใช้งานมาช่วยเพิ่มวิสัยสามารถให้แหล่งกำเนิดอื่นได้ โดยเฉพาะที่ว่างในบัฟเฟอร์ที่เหลือเนื่องจากแหล่งกำเนิดทราฟฟิกที่เป็นบริการ rt-VBR หยุดส่งข้อมูล ส่วนกรณีที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ทั้งหมดในโครงข่าย WAN

อัลกอริทึม BADT สามารถปรับปรุงความยุติธรรมของ TCP ในการส่งข้อมูลให้ดีขึ้น ส่วนอัลกอริทึม DFBA และ Double-EPD มีการทิ้งเซลล์ที่มีบิต CLP=1 แบบสุ่มจึงทำให้ความยุติธรรมในการส่งข้อมูลต่ำกว่า อัลกอริทึม BADT และ Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting ตามลำดับ เนื่องจากในการทดสอบนี้อัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting มีการเกิดแพ็กเก็ตไม่สมบูรณ์ขึ้นในโครงข่ายมากกว่าอัลกอริทึม BADT จึงทำให้ความยุติธรรมและประสิทธิภาพของ TCP ลดลงกว่าอัลกอริทึม BADT แต่อัลกอริทึม Double-EPD และ DFBA มีค่าประสิทธิภาพ TCP สูง เพราะรับเซลล์เข้ามาในบัฟเฟอร์มากแต่ไม่สนใจจำนวนเซลล์ที่มีบิต CLP=1 ในช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่อง

ในแบบจำลอง Peer to Peer 10 Routers ทราฟฟิกที่มีการประวิงเวลาระหว่างเราเตอร์กับ ATM Switch น้อยที่สุด จะมีการสูญหายของแพ็กเก็ตมากที่สุดเพราะโพรโทคอล TCP สามารถตรวจวัดแพ็กเก็ตที่สูญหายได้รวดเร็วกว่าทราฟฟิกอื่นๆ ถ้าทราฟฟิกมีการประวิงเวลาระหว่างเราเตอร์กับ ATM Switch มากจะมีผลให้แหล่งกำเนิดส่งข้อมูลได้ลดลง ทำให้ประสิทธิภาพลดลงด้วย ในกรณีที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ทั้งหมดในโครงข่าย LAN อัลกอริทึม BADT และอัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting สามารถปรับปรุงสมรรถนะของ TCP ได้ในกรณีของความยุติธรรมในการส่งข้อมูล โดยเฉพาะทราฟฟิกที่มีการประวิงเวลาระหว่างเราเตอร์กับ ATM Switch น้อยที่สุดซึ่งอัลกอริทึมทั้งสองสามารถทำให้ส่งข้อมูลได้เหมาะสมตามค่า MCR ที่มากขึ้น อัลกอริทึมทั้งสองนี้เป็นอัลกอริทึมที่ปรับปรุงจากอัลกอริทึม Double-EPD ส่วนในกรณีที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ทั้งหมดในโครงข่ายแบบ WAN ซึ่งมีการประวิงในการตรวจวัดแพ็กเก็ตสูญหายและส่งแพ็กเก็ตที่สูญหายใหม่มากขึ้น อัลกอริทึม BADT มีประสิทธิภาพและความยุติธรรมสูงที่สุด ส่วนผลการจำลองแบบของแบบจำลอง Peer to Peer 10 Routers ที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR และ rt-VBR ในโครงข่าย WAN อัลกอริทึม BADT ก็สามารถปรับปรุงความยุติธรรมในการส่งข้อมูลได้ แต่มีวิสัยสามารถลดลงเล็กน้อย โดยเฉพาะค่า Fairness Index มีค่าเข้าใกล้ 1 มากแสดงว่าโครงข่ายให้ความยุติธรรมในการส่งข้อมูลกับช่องสัญญาณเสมือนทุกช่อง

ในแบบจำลอง Chain ในกรณีที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ทั้งหมดของโครงข่ายแบบ LAN นั้น แหล่งกำเนิดกลุ่ม A คือแหล่งกำเนิดที่ 1 ถึง 100 เป็นแหล่งกำเนิดทราฟฟิกที่มีค่าการประวิงเวลามากที่สุดเนื่องจากข้อมูลต้องส่งผ่านหลายฮอป ทำให้ค่า Total Throughput น้อยกว่าแหล่งกำเนิดอื่นๆ ที่ผ่านเพียงหนึ่งฮอป และด้วยสาเหตุนี้จึงทำให้ค่าความยุติธรรมลดลงด้วยอัลกอริทึมที่มีการนับจำนวนเซลล์ของช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่องในสวิตช์ คือ อัลกอริทึม DFBA, Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting และอัลกอริทึม BADT จึงสามารถปรับปรุงความยุติธรรมได้ โดยอัลกอริทึม BADT ยังคงเป็นอัลกอริทึมที่มีค่า Fairness Index สูงสุดจนเกือบเป็น 1 ซึ่งหมายความว่าโครงข่ายให้ความยุติธรรมในการส่งข้อมูลกับช่องสัญญาณเสมือนทุกช่อง ถึงแม้ว่าแหล่งกำเนิดทราฟฟิก

นั้นจะมีค่าการประวิงเวลามากกว่าแหล่งกำเนิดอื่นๆ สำหรับในกรณีที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ทั้งหมดโครงข่ายแบบ WAN ทุกอัลกอริทึมสามารถทำงานได้ไม่แตกต่างจากกรณีที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ทั้งหมดในโครงข่ายแบบ LAN มากนัก อัลกอริทึม BADT สามารถปรับปรุงความยุติธรรมของ TCP ได้สูงที่สุด ส่วนในกรณีที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR และ rt-VBR ในโครงข่าย อัลกอริทึมทุกแบบมีประสิทธิภาพและความยุติธรรมลดลง อัลกอริทึม BADT สามารถปรับปรุงประสิทธิภาพของ TCP เมื่อเทียบกับอัลกอริทึม DFBA และอัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting ได้ 0.63% และ 2.3% ตามลำดับ แต่ต่ำกว่าอัลกอริทึม Double-EPD ส่วนความยุติธรรมในการส่งข้อมูลของอัลกอริทึม BADT ก็ยังมีค่าสูงที่สุดโดยปรับขึ้นมา 26.19%, 25.09% และ 14.79% เมื่อเทียบกับอัลกอริทึม DFBA, Double-EPD และ Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting ตามลำดับ ตารางที่ 7.3 และ 7.4 แสดงเปอร์เซ็นต์การปรับปรุงวิสัยความสามารถและความยุติธรรมของอัลกอริทึม BADT ต่ออัลกอริทึมต่างๆ และ ตารางที่ 7.5 แสดงสรุปผลการรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุด

สำหรับการนำอัลกอริทึมในการจัดการบัฟเฟอร์ไปใช้งานจริง จะนำอัลกอริทึมในการจัดการบัฟเฟอร์ทำเป็นส่วนหนึ่งของซอฟต์แวร์ (Software) เพิ่มเข้าไปในสวิตช์ของโครงข่าย ซอฟต์แวร์นี้จะทำงานร่วมกับส่วนของฮาร์ดแวร์ (Hardware) หรือสวิตช์ของโครงข่าย สวิตช์ที่ใช้ในปัจจุบันจะถูกออกแบบให้มีส่วนของหน่วยประมวลผลกลาง (Central Processing Unit หรือ CPU) ต่อกับสวิตช์อยู่แล้ว ดังนั้นจึงสามารถใส่ข้อมูลการทำงานของอัลกอริทึมในหน่วยประมวลผลกลางได้โดยตรง แต่ก่อนจะใช้งานจำเป็นต้องป้อนข้อมูลของพารามิเตอร์ เช่น ขนาดบัฟเฟอร์ของสวิตช์ เป็นต้น หน่วยประมวลผลกลางนี้จะเฝ้าตรวจทราฟฟิกที่ถูกส่งผ่านสวิตช์ และเก็บข้อมูลต่างๆ จากบัฟเฟอร์ของสวิตช์ลงในหน่วยความจำ เช่น จำนวนเซลล์ที่อยู่ในบัฟเฟอร์ ประเภทของเซลล์แบ่งตามบิต CLP และหมายเลขของช่องสัญญาณ-เสมือน เป็นต้น เมื่อหน่วยประมวลผลกลางรับทราบข้อมูลแล้วจะตัดสินใจตามคำสั่งที่ถูกบันทึกไว้แล้วโดยผู้ออกแบบก่อนนำมาใช้งาน เพื่อบอกให้สวิตช์รับข้อมูลเข้าบัฟเฟอร์ หรือทิ้งข้อมูลนั้นๆ ไป

ตารางที่ 7.3 เปรียบเทียบการปรับปรุงวิสัยความสามารถของอัลกอริทึม BADT

Model Network Source	Peer to Peer 5 Routers			Peer to Peer 10 Routers			Chain		
	LAN	WAN	WAN	LAN	WAN	WAN	LAN	WAN	WAN
	GFR	GFR	GFR & rt-VBR	GFR	GFR	GFR & rt-VBR	GFR	GFR	GFR & rt-VBR
Double-EPD	0.21	-0.11	-4.48	-0.12	0.85	-7.72	-0.79	-1.14	-3.40
Double-EPD with per VC Accounting	0.55	0.57	-7.64	-0.02	0.85	-1.60	2.22	2.05	2.31
DFBA	-0.12	0.31	-3.97	-0.32	1.08	-14.67	-0.79	0.42	0.36

ตารางที่ 7.4 เปรียบเทียบการปรับปรุงความยุติธรรมของอัลกอริทึม BADT

Model Network Source	Peer to Peer 5 Routers			Peer to Peer 10 Routers			Chain		
	LAN	WAN	WAN	LAN	WAN	WAN	LAN	WAN	WAN
	GFR	GFR	GFR & rt-VBR	GFR	GFR	GFR & rt-VBR	GFR	GFR	GFR & rt-VBR
Double-EPD	6.58	9.08	17.95	2.76	10.88	14.40	25.10	31.10	25.09
Double-EPD with per VC Accounting	0.11	0.84	9.87	0.81	1.33	9.30	2.32	7.52	14.79
DFBA	6.85	8.78	17.48	2.65	10.74	14.31	25.05	31.63	26.19

ตารางที่ 7.5 สรุปผลการรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุด

Model Network Source	Peer to Peer 5 Routers			Peer to Peer 10 Routers			Chain		
	LAN	WAN	WAN	LAN	WAN	WAN	LAN	WAN	WAN
	GFR	GFR	GFR & rt-VBR	GFR	GFR	GFR & rt-VBR	GFR	GFR	GFR & rt-VBR
Double-EPD	√	×	√	√	×	×	×	×	×
Double-EPD with per VC Accounting	√	√	√	√	×	×	×	×	×
DFBA	√	×	√	√	×	×	×	×	×
BADT	√	√	√	√	√	×	√	√	×

## 7.2 ข้อดีข้อเสียของการใช้อัลกอริทึม BADT บนการบริการ GFR

เราสามารถสรุปข้อดีข้อเสียของการใช้อัลกอริทึม BADT ในการปรับปรุงวิสัยความสามารถและความยุติธรรมของโพรโทคอล TCP ได้ดังนี้

### ข้อดี

1. สามารถปรับปรุงสมรรถนะของ TCP ทั้งในกรณีความยุติธรรมและวิสัยความสามารถได้ เนื่องจากอัลกอริทึม BADT มีจัดสรรแบนด์วิดท์ที่ไม่ใช้งานไปให้แหล่งกำเนิดที่มีการใช้งานแบนด์วิดท์มาก และมีการนับจำนวนเซลล์ในบัฟเฟอร์เพื่อทำการทิ้งเซลล์ของแหล่งกำเนิดที่มีการใช้งานมากกว่าระดับ Fair Share เมื่อโครงข่ายเกิดความคับคั่ง นอกจากนี้ยังมีการนับจำนวนเซลล์ที่มีบิต CLP=1 เพื่อไม่ให้แหล่งกำเนิดในช่องสัญญาณเสมือนที่มีการรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุดไว้ต่ำ ส่งข้อมูลของเซลล์ที่มีบิต CLP=1 ได้มากกว่าแหล่งกำเนิดที่รับประกันอัตราบริการต่ำที่สุดไว้สูง
2. สามารถใช้แบนด์วิดท์ของโครงข่ายอย่างมีประสิทธิภาพ ในโครงข่ายที่มีความซับซ้อน เช่น โครงข่ายแบบ Chain
3. สามารถรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุดได้ในช่องสัญญาณเสมือนทุกช่อง ทั้งโครงข่ายแบบ LAN และ WAN ที่มีการประวิงเวลาเท่ากันและแตกต่างกัน ทั้งกรณีที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ทั้งหมดในโครงข่ายและกรณีที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR และ rt-VBR ในโครงข่าย

### ข้อเสีย

1. อัลกอริทึม BADT มีความซับซ้อนมากกว่าอัลกอริทึม Double-EPD, DFBA และอัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting ซึ่งใช้ในบริการ GFR แต่อัลกอริทึม BADT มีความซับซ้อนน้อยกว่าเมื่อเปรียบเทียบกับหลักการทำงานในบริการแบบ ABR ซึ่งการบริการทั้งสองแบบนี้ต้นทางต้องทำให้โครงข่ายรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุดเช่นเดียวกัน
2. อัลกอริทึม BADT ให้จำนวนเซลล์สูญหายมากกว่าอัลกอริทึม Double-EPD และอัลกอริทึม DFBA เพราะมีทิ้งเซลล์ที่มีบิต CLP=1 เมื่อการครอบครองบัฟเฟอร์เกินจุดเริ่มเปลี่ยน LBO และมีการทิ้งเซลล์ที่มีบิต CLP=0 ของแหล่งกำเนิดที่มีการใช้แบนด์วิดท์มากกว่าระดับ Fair Share เมื่อโครงข่ายเกิดความคับคั่งเป็นจำนวนมาก แต่การทิ้งเซลล์เหล่านี้มีผลทำให้โครงข่ายสามารถรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุดตามที่ใช้ร้องขอได้ในช่องสัญญาณเสมือนทุกช่อง และทำให้โครงข่ายมีความยุติธรรมมากขึ้น และในทางปฏิบัติของระบบ Ethernet จะมีแหล่งกำเนิดต่อกับเราเตอร์จำนวนมาก ทำให้ช่องสัญญาณ-เสมือนทุกช่องสามารถส่งข้อมูลได้เต็มความจุสูงสุดของสายส่งตลอดเวลา ประสิทธิภาพของโครงข่ายจึงมีค่าสูง (ใกล้เคียง 100%)

### 7.3 ข้อเสนอแนะ

จากผลการจำลองแบบการปรับพารามิเตอร์ต่างๆของโพรโทคอล TCP เพื่อศึกษาผลกระทบของพารามิเตอร์ต่างๆ ต่อสมรรถนะของ TCP พารามิเตอร์หนึ่งที่มีความสำคัญต่อสมรรถนะของ TCP ก็คือ Maximum Transmission Unit (MTU) วิทยานิพนธ์นี้ได้ปรับขนาด MTU ของทุกแหล่งกำเนิดเหมือนกันทั้งหมด แต่ในทางปฏิบัติบางครั้งอาจจะมีแหล่งกำเนิดที่มีขนาด MTU ของโพรโทคอล TCP ไม่เท่ากัน จากผลของขนาด MTU ที่ต่างกันอาจจะมีผลกระทบต่อสมรรถนะของ TCP ต่างกันด้วย

สำหรับพารามิเตอร์อื่นๆ ซึ่งควรศึกษาเพิ่มเติมต่อไปก็คือชนิดของแบบจำลอง TCP (TCP Model) ที่ใช้, ผลกระทบของค่า RTO (Retransmission Timeout), ผลกระทบของ RTT (Round Trip Time) และผลกระทบของระบบเมื่อใช้ทราฟฟิกแบบ Non-adaptive เช่น UDP

ถ้านำอัลกอริทึม BAPT ไปใช้กับแบบจำลองหรือสมมติฐานอื่น จำเป็นต้องเลือกระดับจุดเริ่มเปลี่ยน LBO<sub>i</sub> และ HBO ค่าใหม่ เพื่อให้เหมาะสมกับข้อกำหนดที่ใช้ เช่น ขนาดบัฟเฟอร์ที่ระบบเดิมมีอยู่แล้ว

การออกแบบการจัดการบัฟเฟอร์ของวิธี BAPT เหมาะสมกับการจัดคิวขาออกสวิตช์แบบ FIFO เท่านั้น หากช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่องมีบัฟเฟอร์แยกกัน ควรมีการออกแบบการจัดการคิวขาออกสวิตช์ใหม่ให้เหมาะสม เพื่อให้ช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่องสามารถส่งข้อมูลโดยสามารถรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุดได้ มีความยุติธรรมในการส่งข้อมูล และทำให้โครงข่ายใช้แบนด์วิดท์มีประสิทธิภาพสูงสุด



## รายการอ้างอิง

1. ATM Forum. Traffic Management Specification Version 4.1. AF-TM-0121.000, March 1999.
2. R. Guerin and J. Heinanen. UBR+ Service Category Definition. ATM FORUM 96-1589, December 1996.
3. R. Guerin and J. Heinanen. UBR+ Enhancements. ATM FORUM 97-0015, February 1997.
4. H. Li, K. -Y. Siu, H. -Y. Tzeng, C. Ikeda and H. Suzuki. Performance of TCP over UBR Service in ATM Networks with per-VC Early Packet Discard Schemes. Conference Proceedings of the 1996 IEEE Fifteenth Annual International Phoenix Conference on Published, 1996 : 350-357.
5. R. Goyal, R. Jain, S. Fahmy and B. Vandalore. Providing Rate Guarantees to TCP over the ATM GFR Service. LCN '98. Proceedings, 23rd Annual Conference on Published, 1998 : 390-398.
6. O. Bonaventure. Providing Bandwidth Guarantees to Internetwork Traffic in ATM Network. Proceedings of, 1998 IEEE ATM Workshop, 1998 : 269-278.
7. K. Y. Siu, R. Jain. A Brief Overview of ATM Protocol Layers, LAN Emulation, and Traffic Management. SIGCOM, 1995.
8. R. Goyal, R. Jain, S. Kalyanaraman, S. Fahmy and S.-C Kim. UBR+: Improving Performance of TCP over ATM-UBR Service. ICC '97 Montreal, Towards the Knowledge Millennium. 1997 IEEE International Conference on Volume: 2 , Vol. 2, 1997 : 1042-1048.
9. D. We and H. Jonathan Chao. TCP/IP over ATM-GFR. ATM Workshop Proceedings, 1998 IEEE , 1998 : 261-268.
10. W. Stevens. TCP/IP Illustrated, volume 1. : The Protocols. Addison Wesley, Vol. 1, 1994.
11. K. Fall and S. Floyd. Simulation-based Comparisons of Tahoe, Reno and SACK TCP. Computer Communication Review, Vol. 26, No. 3, July 1996 : 5-21.

12. O. Elloumi and H. Affi. Evaluation of FIFO-based Buffer Management Algorithms for TCP over Guaranteed Frame Rate Service. Proceedings of IEEE ATM'98, May 1998 : 65-74.
13. R.Goyal, R. Jain, S. Kalyanaraman, and S. Fahmy. UBR+: Improving performance of TCP over ATM-UBR service by fair buffer management. Proceedings of the IEEE International Communications Conference (ICC), 1997.
14. P. C. Wang, C. T. Chan and Y. C. Chen. An Intelligent Buffer Management Approach for GFR Service in IP/ATM Internetwork. ICON '99 Proceedings, IEEE International Conference on Published, 1999 : 156-162.
15. Y. Wu, K.Y. Siu and W. Ren. Improved Virtual Queueing and Dynamic EPD Techniques for TCP over ATM. 1997 International Conference on Published, 1997 : 212–219.
16. Y. Wu, K. Y. Sui, N. Akar and J. Yiu. Leaky-Bucket Buffer Admission Scheme for Supporting ATM GFR Service with FIFO queueing. GLOBECOM '99, Global Telecommunications Conference, Vol. 2, Dec. 1999 : 1641–1647.



ภาคผนวก

สถาบันวิทยบริการ  
จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย

## บทความทางวิชาการที่ได้รับการเผยแพร่แล้ว

บทความทางวิชาการจากงานประชุมทางวิชาการ The 9th IEEE International Conference on Networks (ICON 2001) ซึ่งจัดขึ้นในวันที่ 10-12 ตุลาคม พ.ศ. 2544 ที่ Siam Inter-Continental Hotel, กรุงเทพฯ ประเทศไทย.



สถาบันวิทยบริการ  
จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย

## Buffer Management for TCP over GFR Service in an ATM Network

Piyaporn Krachodnok and Watit Benjapolakul

*Department of Electrical Engineering, Chulalongkorn University,  
Bangkok 10330, Thailand.*

*Phone: +662-218-6902 Fax: +662-218-6912*

*E-mail: watit@ee.eng.chula.ac.th*

### Abstract

*Buffer management plays an important role in Guaranteed Frame Rate (GFR) service in an Asynchronous Transfer Mode (ATM) network. Buffer management algorithms are used to allocate appropriate space in a switch buffer for untagged GFR cells to fulfill the guaranteed Minimum Cell Rate (MCR). Two main goals of buffer management algorithms are high throughput and high fairness index. However, these goals are compromised, that is the higher throughput gives the lower fairness index. This paper proposes a new buffer management algorithm called BADT (Buffer Allocation with Dynamic Threshold) algorithm, which uses dynamic threshold techniques for the fairness index improvement. The performance comparison of the previously proposed algorithms is shown. The simulation results show that the BADT algorithm gives the highest fairness index and still gives acceptably high throughput compared to the previously proposed algorithms.*

### 1. Introduction

The GFR service category was proposed by the ATM Forum as an enhancement to the UBR service [1] and provides minimum rate guarantee to the ATM Adaptation Layer 5 (AAL5) frames (not cell) of a Virtual Channel (VC). It is expected to provide rate guaranty to Transport Control Protocol (TCP) connection. The GFR service specifies that a user should be provided with a minimum service rate guaranteed and with fair access to any unused network capacity. Service guaranties are provided to the user with a Minimum Cell Rate (MCR) to VC, under a given Maximum Frame Size (MFS) and a Maximum Burst Size (MBS). The MCR value is selected to correspond to the desired service rate guaranteed expressed in unit of cells per second and both MFS and MBS are in units of cell. The MBS is set equal to twice the AAL5 frame size.

Two distinct conformance definitions coexist. GFR.1 specifies that the network must convey the Cell Loss Priority (CLP) bit of the ATM cell transparently, and therefore, frame tagging is not allowed. The GFR.2 conformance definition allows tagging, and thus provides the network with an explicit marker for eligible and non-eligible flows. In this proposed base, GFR.2 follows [2] and the network may use a Frame-based Generic Cell

Rate Algorithm (F-GCRA) to tag the non-eligible ATM Adaptation Layer 5-Protocol Data Units (AAL5-PDUs) (convert CLP bit from 0 to 1) at the ingress of the network. Thus, there is a clear distinction between the eligible (CLP=0) and the non-eligible (CLP=1) AAL5-PDUs and ATM switch may rely on the CLP bit to decide whether an AAL5-PDU must be transmitted to provide the minimum guaranteed bandwidth or not.

If the user sends frame at a rate less than or equal to the minimum guaranteed cell rate, then all the frames are expected to be delivered to the receiving end with minimum loss. If the user sends frames at a rate higher than guaranteed cell rate, then receiving end should receive at least the MCR. Usually, these frames are lost higher than eligible service. The minimum rate is guaranteed to the untagged frames of the connection. Excessive traffic will be delivered within the limits of available resources in a best-effort manner. Incoming cell, which is not delivered, will be kept in buffer. When cell of a frame is not kept in buffer due to buffer overflow, this cell and the remaining cells of a frame and the rest of the higher-level frames are discarded. Therefore, if only one cell of a frame is discarded, the whole frame will be retransmitted with TCP mechanism. The design of a simple and efficient buffer management in ATM switch for accommodating GFR service requirement is an important issue toward the successful development of GFR.

R. Guerin and J. Heinanen [2] proposed Double Early Packet Discard (Double-EPD) algorithm using a single First In First Out (FIFO) buffer rule and relying on frame tagging (GFR.2). ATM switch discards cell and frame when the occupancy of the buffer is above the threshold level. Result with this technique gives a not-so-good performance [3]. Double-EPD cannot utilize bandwidth with fair share for each VC to catch its full capacity. [4] and [5] proposed Early Packet Discard (EPD) technique with per-VC accounting to improve fair share of TCP. R. Goyal [1] proposed Differential Fair Buffer Allocation (DFBA) using an FIFO queue, dynamic threshold and probabilistic drop to provide approximate MCR guaranteed buffer management by dividing buffer space in any VC with low bandwidth usage to another VC that wants higher bandwidth, MCR and buffer allocation. Another GFR implementation suggested by ATM Forum

is Weighted Fair Queueing (WFQ) [1] scheduler to share the bandwidth among the VCs. O. Bonaventure [3] compared performance between Double-EPD, Weighted Fair Buffer Allocation (W-FBA) and per-VC threshold and scheduling. This work showed that the FIFO queue with tagging implementation does not allow the TCP source to make use of the reserved and excessive bandwidth efficiency. The WFQ implementation is known to perform much better but more complexity and conflict with the objectives of simplicity pursued by GFR. In the case of different frame size, buffer management for WFQ that divides VC is the problem and is not fair to the excessive bandwidth allocation

In this study, the GFR traffic control called BADT that improves performance for TCP compared to Double-EPD and DFBA, is proposed. The proposed scheme demonstrates that it gives high fairness and is efficient to support Quality of Service (QoS) of GFR service through FIFO queuing discipline. The structure of the paper is as follows. Section 2 introduces the reader to Double-EPD and DFBA. In Section 3, the proposed BADT algorithm is described. The simulation model, the performance matrices and the result are discussed in Section 4. Conclusion is in Section 5.

## 2. Performance improvement for TCP over GFR service

Buffer management is typically performed by a network element (e.g., a switch or a router) to control the number of frames entering its buffer. In a shared buffer environment, where multiple VCs share common buffer space, per-VC buffer management can control the buffer occupancies of individual VCs. In this paper, the buffer management mechanism can be a shared FIFO queue among competing VCs which assumes the implementation of a single FIFO queue for each VC.

### 2.1. Double-EPD

Double-EPD is the simplest mechanism that has been proposed is an FIFO-based mechanism with tagging. It consists of a single buffer logically divided into three parts with the use of two thresholds, namely the High Buffer Occupancy (HBO) and the Low Buffer Occupancy (LBO). The cell drop policy depends on the buffer occupancy variable that determines the maximum number of cells residing in the buffer. HBO is identical to a classical EPD threshold, limits the amount of eligible (CLP=0) AAL5-PDUs. LBO is used to limit the amount of non-eligible (CLP=1) AAL5-PDUs inside the buffer. When the buffer is unloaded, i.e., the buffer occupancy is below the LBO threshold, all the cells are queued to increase utilization of buffer and increase throughput of the network. As the buffer occupancy exceeds the LBO, yet still remains below the HBO threshold, all the cells belonging to newly arriving tagged frames are discarded.

As the buffer occupancy exceeds the HBO threshold, only the untagged cells belonging to the partially accepted frames are stored.

### 2.2. DFBA

DFBA was originally proposed by Goyal et al. in [1]. The scheme, proposed for the ATM GFR service, provides MCR guaranteed for VCs carrying multiple TCP connections and relies on per-VC accounting. DFBA maintains two discarding static thresholds, HBO and LBO, just like in Double-EPD. DFBA maintains high and low target buffer occupancy levels for each VC, and performs probabilistic drop based on a VC's buffer occupancy and its buffer threshold. The scheme gives priority to CLP=0 cells over CLP=1 cells. Consider a GFR queue shared by  $N$  active connections, each is identified by  $i$ . A VC is active when the queue contains at least one of its cells. Each VC is associated with a weight  $W_i$  equal to the ratio of the MCR allocation over the GFR capacity. The state variable  $X_i$  tracks the number of cells belonging to connection  $i$  that are queued in the buffer and  $X = \sum X_i$  is the total buffer occupancy. If  $LBO \leq X \leq HBO$ , all the incoming tag frames are discarded. The acceptance of untagged frame depends on the connection's estimated fair share  $X \times W_i / W$  of the buffer. If  $X_i < X \times W_i / W$ , the connection uses the buffer less than its fair share and all untagged frames are accepted. If  $X_i > X \times W_i / W$ , untagged frame are dropped with the below probability ( $P\{\text{Drop}\}$ )

$$P\{\text{Drop}\} = Z_i \left( \alpha \frac{X_i - X \times W_i / W}{X \times (1 - W_i / W)} + (1 - \alpha) \frac{X - LBO}{HBO - LBO} \right) \quad (1)$$

Where  $W$  is the sum of  $W_i$  for each VC and  $Z_i$  defines the maximum drop probability enforceable by DFBA. The parameter  $\alpha$  determines relative weights, and is usually set to 0.5.

DFBA differs from the other suggested GFR implementation in many aspects. Firstly, DFBA does not support MBS parameter in the GFR traffic contract, which means that the bursts smaller than the MBS can still experience a relatively high loss probability. Secondly, the drop policy assumes that the traffic sources react to losses by lowering their transmission rate. DFBA does not provide strict isolation between the VCs, and a non-collaborative source can certainly use the bandwidth reserved.

## 3. The proposed GFR traffic control

This paper develops a drop policy to design a buffer management scheme for the GFR service category, called BADT. The policy assumes that multiple TCP connections are multiplexed on a single VC. A flow can share more services by sending more traffic to keep a higher occupancy in the FIFO queue. Current queue of

each traffic in each VC is used as an approximated indication of the amount of bandwidth received by a connection. BADT has 4 thresholds,  $LBO_i$ , HBO,  $T_i$  and  $TH_i$ . HBO and LBO thresholds resemble those in Double-EPD.  $T_i$  threshold is fair share threshold. A switch shares the buffer spaces among all TCP flows. The request service rate  $r_i$  can be achieved if  $VC_i$  maintains an average buffer occupancy of  $b_i$  cells in the buffer, where  $b_i = (r_i / C_{GFR}) \times B$ . When  $C_{GFR}$  is the current bandwidth available for GFR traffic in an output port.  $B$  is the buffer size but total buffer occupancy will be maintained around the EPD threshold (HBO). Thus, if the buffer occupancy of  $VC_i$  is maintained at a desired level, its service rate can also be controlled. As can be seen in Equation (2), the overall bandwidth of a link will be allocated to each VC according to its MCR requirement first. Then, the rest of the bandwidth will be again allocated according to sharing weights proportional to MCR of each VC.

Among the established GFR connections, some may be idle, and some may be active. Grouping the sessions according to the value of total buffer occupancy ( $X$ ), includes sessions which are using less bandwidth than or equal to fair share and the other sessions may exceed the fair share. Dynamic threshold ( $TH_i$ ) in BADT algorithm for bandwidth allocation allows a user to send at higher rate when additional bandwidth is available. The rest of bandwidth from the actual usage of all VCs will be again allocated only to the group of VCs having more data to send than their fair share according to the same sharing weights. This paper assigns an appropriate  $T_i$  and  $TH_i$  to give the fair share of buffer occupancy for  $VC_i$  frames as follows.

$$T_i = \frac{MCR_i + \left( C_{GFR} - \sum_{i=1}^n MCR_i \right) \times \frac{MCR_i}{\sum_{i=1}^n MCR_i}}{W} \times HBO \quad (2)$$

$$TH_i = \frac{MCR_{X_i > T_i}}{\sum_{X_i > T_i} MCR_i} \times \left( HBO - \sum_{X_i \leq T_i} X_i \right) \quad (3)$$

where  $W$  is the total bandwidth of active VC. Equation (3) gives the dynamic discard threshold using the fact that the total buffer occupancy is maintained near the HBO. The frequency at which  $TH_i$  is updated involves a trade off between the amount of processing required and the accuracy. Updating once after each round of service is a reasonable compromise.

When the first cell of a frame arrives at the buffer, if the number of cells ( $X_i$ ) of  $VC_i$  in the the buffer is less than its threshold ( $LBO_i$ ), then cell and frame is accepted into the buffer. If  $X_i$  is greater than  $LBO_i$ , then all tagged frames are dropped (EPD). If the  $X_i$  is greater than fair share ( $T_i$ ), and if  $X_i$  is greater than  $TH_i$ , then the

cell/frame are dropped. If the buffer occupancy exceeds the HBO threshold, the cell must be dropped.

## 4. Simulation

### 4.1. Simulation model

In simulations, three different network scenarios are considered to simulate internetwork traffic (20 TCP per router), as shown in Figure 1. The first network, illustrated in Figure 1(a), consists of peer-to-peer 5 routers with the same transmission delay. The link delay between each router and switch is 2.5 ms, and that between switches is 10 ms. MCR values for  $VC_1$  to  $VC_5$  are set to be approximately 8.5 Mbps, 17 Mbps, 25.5 Mbps, 34 Mbps and 42.5 Mbps, respectively, giving a total MCR allocations of 85% of the GFR capacity. The second network, shown in Figure 1(b), consists of peer-to-peer 10 routers with different transmission delays. The transmission delay for  $VC_1$  to  $VC_5$  (8.5 Mbps) and  $VC_6$  to  $VC_{10}$  (17 Mbps) are 25 ms, 45 ms, 65 ms, 85 ms and 105 ms, respectively. The link delay between switches is 5 ms. The third network, shown in Figure 1(c), consists of a "chain configuration." The network contains 4 groups of VCs (labeled A, B, C, and D), with 20 TCP/router per VC and 5 VCs connections in each group. In the first groups, VCs A1-A5 traverse three congestion links while all of the other VCs traverse a single congested link through the network. The link delay is the same as that of peer-to-peer 5 routers and MCRs for each group of 5 VCs are set to be 4.25 Mbps, 8.5 Mbps, 12.75 Mbps, 17 Mbps and 21.25 Mbps, respectively. All link bandwidths are 149.76 Mbps. In all three network configurations, the senders are greedy sources, data is sent at the link rate. Sources generate data for TCP/IP components from TCP/IP frame, and are in turn passed on for AAL5 processing. The ATM switches perform cell switching between their input and output ports. On the receiving side, cell are reassembled and passed to the TCP/IP components. All the simulations reported in this paper correspond to an average over 200 seconds of simulation time. Buffer size of 16,000 cells in the backbone switch is used. The HBO and LBO are set to be 14,400 cells and 2,000 cells, respectively, while the routers are tail-drop routers with 700 kbytes buffers.

In final simulation, a network switch, where both real-time Variable Bit Rate (rt-VBR) with on-off traffic and GFR traffic are multiplexed on the same output line, is considered. The objective is to find out whether the presence of rt-VBR traffic in the switch influences the fairness of Double-EPD and DFBA. The respective GFR and rt-VBR allocated bandwidths are kept to 50% and 35% of the link bandwidth, respectively. MCR values for GFR are 5 Mbps, 10 Mbps, 15 Mbps, 20 Mbps and 25 Mbps, respectively.

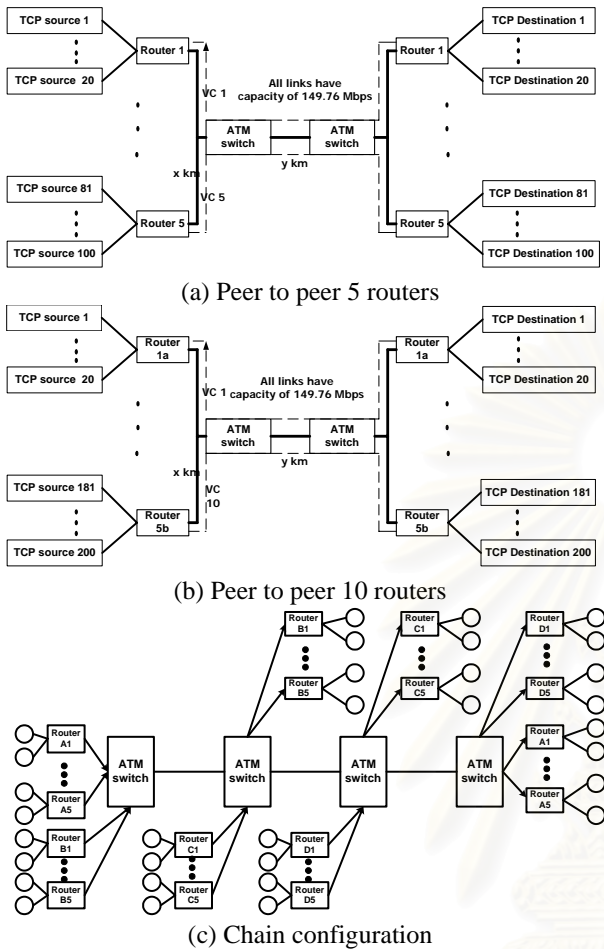


Figure 1. ATM network configurations used in simulation

#### 4.2. Performance Matrices

Fairness Index which measures the performance of TCP over GFR, are defined as follows :

$$\text{Fairness Index} = \frac{\left( \sum_{i=1}^n X_i / f_i \right)^2}{n \times \sum_{i=1}^n \left( X_i / f_i \right)^2} \quad (4)$$

$X_i$ , the actual TCP throughput, is measured at the destination TCP layer of  $VC_i$ .  $f_i$  is the fair share of  $VC_i$  throughput. Throughput is defined as the total number of bytes delivered to the destination application of  $VC_i$  divided by the total simulation time. The results are reported in Mbps. The maximum possible TCP throughput is the throughput attainable by the TCP layer running on 149.76 Mbps link. For TCP, maximum segment size is 1046 bytes, the AAL5-PDU is padded to produce 32 cells at ATM layer. The  $f_i$ 's are 10 Mbps, 20 Mbps, 30 Mbps, 40 Mbps and 50 Mbps for  $VC_1$  to  $VC_5$ , respectively.

#### 4.3. Simulation results

The simulation results show throughput and fairness comparison between Double-EPD, DFBA and BADT under different models in Figure 2-5 and Table 1-4. The reference for GFR comparison (GFR reference) is the minimum bandwidth which users reserve for minimum capacity. Figure 2 illustrates the performance of Double-EPD, DFBA and BADT when 85% of the GFR capacity is allocated for the MCR values respectively. Double-EPD and DFBA cannot satisfy MCR guarantees in any VC but the proposed scheme can satisfy those in all VCs. The proposed scheme improves the fairness index by approximately 9% and 8.8% from both schemes and provides better total throughput than DFBA as shown in Table 1. BADT is based on dynamic threshold and limited number of tagged frames with  $LBO_i$  of each VC, instead of static threshold used in Double-EPD and DFBA. Since F-GCRA is used to tag non-eligible AAL5-PDUs at the edge switch, there are more received tagged frames with low MCR. The most unfair case in Double-EPD and DFBA is that the buffer space below  $LBO$  is occupied by ill-behaved source (tagged frame). Although both schemes will drop frame from ill-behaved sources once the buffer occupancy gets larger than  $LBO$ , they cause losses of tagged frames from well-behaved sources.

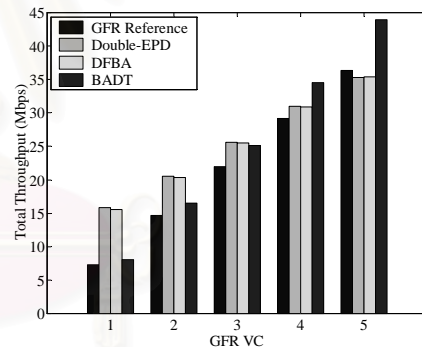


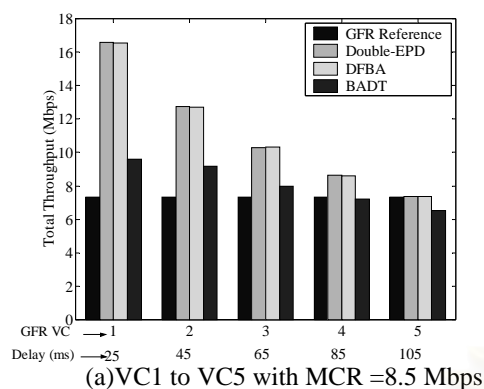
Figure 2. Per VC throughput in peer to peer 5 routers configuration.

Table 1. Comparison of total throughput and fairness index performance of Double-EPD, DFBA and BADT with peer to peer 5 routers configuration.

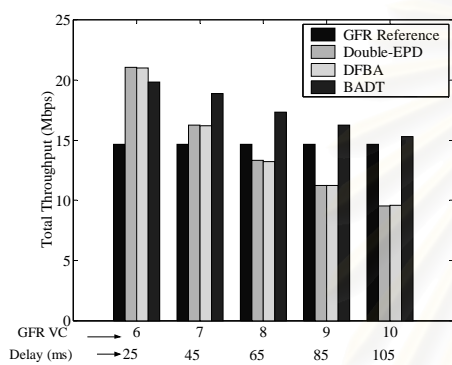
Algorithm	Double-EPD	DFBA	BADT
Total Throughput (Mbps)	128.3121	127.7667	128.1678
Fairness Index	0.9084	0.9112	0.9991

The throughput of VC with highest allocated MCR will be decreased due to the unfair buffer allocation. As can be seen from Table 1, BADT reduces the number of tagged frames in the buffer with low value of MCR. Thus, there are more spaces in the buffer for the tagged or untagged frame from VCs with high values of MCR. Thus, BADT increases fairness and the total throughput.





(a) VC1 to VC5 with MCR = 8.5 Mbps



(b) VC6 to VC10 with MCR = 17 Mbps

**Figure 3.** Per VC throughput with different transmission delays in peer to peer 10 routers configuration.

**Table 2.** Comparison of total throughput and fairness index performance of Double-EPD, DFBA and BADT with peer to peer 10 routers configuration, in case of different transmission delays.

Algorithm	Double-EPD	DFBA	BADT
Total Throughput (Mbps)	127.1062	126.8197	128.1976
Fairness Index	0.8800	0.8814	0.9847

The simulation was also performed with different transmission delays in each VC and the results are shown in Figure 3. For Double-EPD and DFBA, the source attached to a 8.5 Mbps router achieves a higher total TCP throughput than GFR reference, but this is at the prejudice of the source attached to a 17 Mbps router with large delay and their fairness indices are also decreased. The simulation with BADT reveals a small influence of the router-to-router delay on the total TCP throughput. While the entire source can achieve a higher total throughput than the GFR reference, the source attached to a router with a short delay achieves a higher throughput than the source attached to a router with a longer delay. BADT improves the total throughput when compared to Double-EPD and DFBA for 1.09 Mbps and 1.38 Mbps, respectively, but improves fairness indices by approximately 10.63% and 10.49%, respectively.

The fairness problems for the various mechanisms are more pronounced in the chain configuration (Figure 4). A source in Double-EPD and DFBA traveling in a single congestion link achieves higher throughput than GFR reference, but the source traveling in three-congestion links achieves lower throughput than GFR reference. This problem is improved by BADT. Fairness indices are improved by approximate 31.10% and 31.63%, respectively, as shown in Table 3.

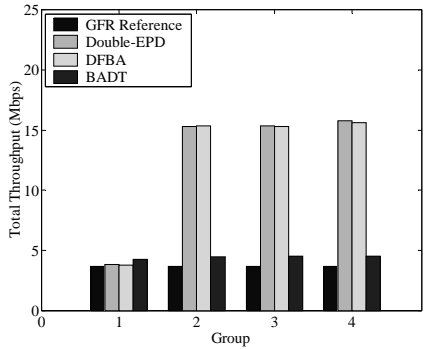
Figure 5 shows the simulation results when both GFR traffic and rt-VBR traffic are used. When the source of rt-VBR emits cells during the ON period, forcing the GFR packets to be queued until the OFF period. This results in inferior throughput for GFR service. However, the source for all schemes achieve higher throughput than GFR reference and BADT algorithm gives the highest fairness Index performance.

## 5. Conclusion

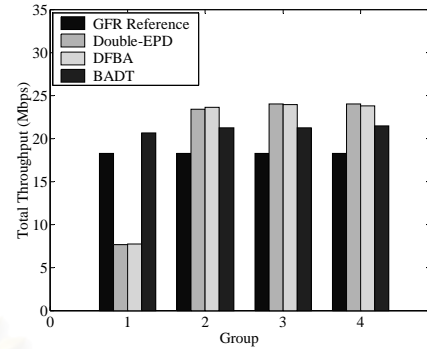
The Guaranteed Frame Rate service has been designed to provide TCP traffic through ATM network. In this work, BADT algorithm is shown to be applicable for determining the allocation of bandwidth and that the proposed control approach is able to fulfill the requirements of GFR service. BADT can satisfy MCR guarantees and it improves fairness index performance. Dynamic threshold in BADT improves total TCP throughput.

## References

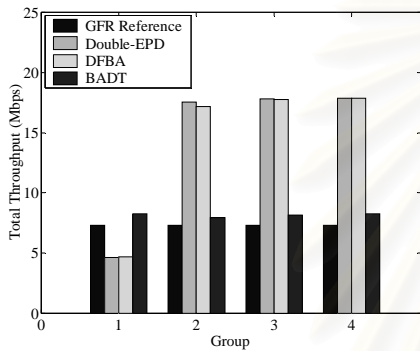
- [1] ATM Forum, "Traffic Management Specification Version 4.1," *AF-TM-0121.000*, March 1999.
- [2] R. Guerin and J. Heinanen. "UBR+ Service Category Definition," *ATM FORUM 96-1589*, December 1996.
- [3] O. Bonaventure, "Providing Bandwidth Guarantees to Internetwork Traffic in ATM Network", *Proceedings of 1998 IEEE ATM Workshop*, 1998, Page(s): 269 -278.
- [4] H. Li, K. -Y. Siu, H. -Y. Tzeng, C. Ikeda and H. Suzuki., "Performance of TCP over UBR Service in ATM Networks with per-VC Early Packet Discard Schemes", *Conference Proceedings of the 1996 IEEE Fifteenth Annual International Phoenix Conference on Published*, 1996, Page(s): 350 -357.
- [5] O. Elloumi and H. Afifi, "Evaluation of FIFO-based Buffer Management Algorithms for TCP over Guaranteed Frame Rate Service", *Proceedings of IEEE ATM'98*, May 1998, Page(s): 65-74.



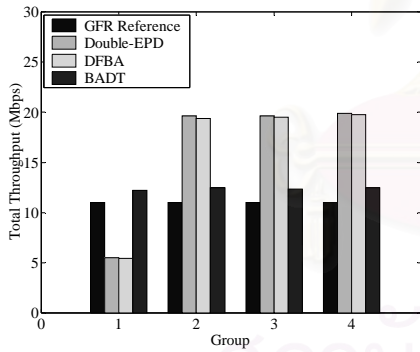
(a) VC A1, B1, C1 and D1 with MCR=4.25 Mbps



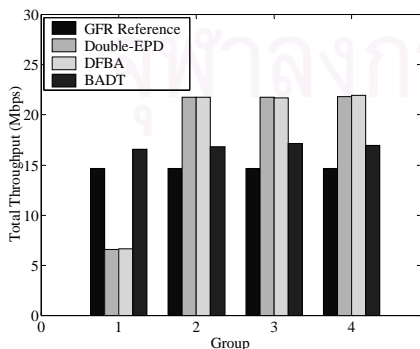
(e) VC A5, B5, C5 and D5 with MCR=21.25 Mbps



(b) VC A2, B2, C2 and D2 with MCR=8.5 Mbps



(c) VC A3, B3, C3 and D3 with MCR=12.75 Mbps

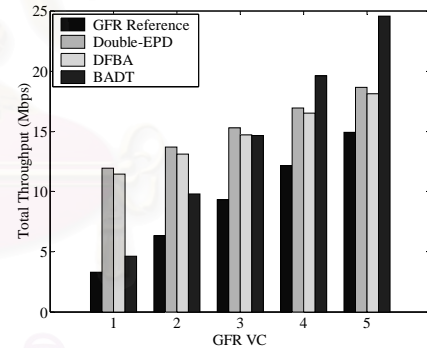


(d) VC A4, B4, C4 and D4 with MCR=17 Mbps

**Figure 4.** Per VC throughput with chain configuration

**Table 3.** Comparison of total throughput and fairness index performance of Double-EPD, DFBA and BADT with chain configuration.

Algorithm	Double-EPD	DFBA	BADT
Total Throughput (Mbps)	131.3253	129.3043	129.8494
Fairness Index	0.6828	0.6776	0.9910



**Figure 5.** Per VC throughput with rt-VBR traffic in peer-to-peer 5 routers configuration.

**Table 4.** Comparison of total throughput and fairness index performance of Double-EPD, DFBA and BADT with rt-VBR traffic in peer-to-peer 5 routers configuration.

Algorithm	Double-EPD	DFBA	BADT
Total Throughput (Mbps)	76.5799	76.2026	73.2939
Fairness Index	0.8202	0.8249	0.9996

### ประวัติผู้เขียนวิทยานิพนธ์

นางสาวปิยาภรณ์ กระจงนอก เกิดวันที่ 9 กันยายน พ.ศ. 2517 ที่อำเภอหนองสองห้อง จังหวัดขอนแก่น สำเร็จการศึกษาปริญญาตรีวิศวกรรมศาสตรบัณฑิต สาขาวิศวกรรมโทรคมนาคม มหาวิทยาลัยเทคโนโลยีสุรนารี ในปีการศึกษา 2539 และเข้าศึกษาต่อในหลักสูตรวิศวกรรมศาสตรมหาบัณฑิต ที่ จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย เมื่อ พ.ศ. 2540



สถาบันวิทยบริการ  
จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย