



รายงานการวิจัย

การจัดสรรบัฟเฟอร์สำหรับโปรโตคอลทีซีพีที่รองรับบริการมัลติมีเดีย  
ในโครงข่ายเอทีเอ็ม  
(Buffer Allocation for Multimedia-guarantee TCP  
in an ATM Network)

ได้รับทุนอุดหนุนการวิจัยจาก  
มหาวิทยาลัยเทคโนโลยีสุรนารี

ผลงานวิจัยเป็นความรับผิดชอบของหัวหน้าโครงการวิจัยแต่เพียงผู้เดียว



รายงานการวิจัย

การจัดสรรบัฟเฟอร์สำหรับโพรโทคอลทีซีพีที่รองรับบริการมัลติมีเดีย  
ในโครงข่ายเอทีเอ็ม  
(Buffer Allocation for Multimedia-guarantee TCP  
in an ATM Network)

คณะผู้วิจัย

หัวหน้าโครงการ

อาจารย์ปิยาภรณ์ กระจงนอก  
สาขาวิชาวิศวกรรมโทรคมนาคม  
สำนักวิชาวิศวกรรมศาสตร์  
มหาวิทยาลัยเทคโนโลยีสุรนารี

ได้รับทุนอุดหนุนการวิจัยจากมหาวิทยาลัยเทคโนโลยีสุรนารี ปีงบประมาณ พ.ศ. 2547

ผลงานวิจัยเป็นความรับผิดชอบของหัวหน้าโครงการวิจัยแต่เพียงผู้เดียว

สิงหาคม 2548

## กิตติกรรมประกาศ

งานวิจัยฉบับนี้สามารถดำเนินการได้ และได้รับผลสำเร็จบรรลุตามวัตถุประสงค์ที่ตั้งไว้  
ทุกประการ โดยได้รับทุนอุดหนุนการวิจัย ปีงบประมาณ 2547 จากมหาวิทยาลัยเทคโนโลยีสุรนารี  
สุดท้ายนี้ ผู้วิจัยใคร่ขอกราบขอบคุณบิดามารดา ซึ่งให้การสนับสนุนและให้กำลังใจแก่ผู้วิจัยเสมอมา

ปิยาภรณ์ กระจอดนอก

## บทคัดย่อ

งานวิจัยนี้นำเสนอวิธีปรับปรุงการจัดสรรบัฟเฟอร์สำหรับทีซีพี (TCP) เพื่อรองรับบริการมัลติมีเดียในองค์ประกอบของโครงข่ายเอทีเอ็ม เช่น สวิตช์หรือเราเตอร์ เพื่อควบคุมจำนวนแพ็กเก็ตจากช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่องเข้าไปในบัฟเฟอร์ของสวิตช์หรือเราเตอร์ ซึ่งวิธีการจัดสรรบัฟเฟอร์ในโครงข่ายจะตัดสินใจว่าแต่ละแพ็กเก็ตของช่องสัญญาณเสมือนที่มาถึงบัฟเฟอร์จะถูกส่งไปเข้าคิวในบัฟเฟอร์หรือถูกทิ้งออกไป เมื่อโครงข่ายเกิดความคับคั่งสมรรถนะของทีซีพีลดลงเนื่องมาจากการสูญเสียแบนด์วิดท์ที่ใช้งานบางส่วน ดังนั้นงานวิจัยนี้จึงเสนออัลกอริทึมเพื่อปรับปรุงสมรรถนะของทีซีพี และสามารถปรับปรุงความเท่าเทียมกันในการส่งข้อมูลได้ขณะโครงข่ายเกิดความคับคั่งโดยใช้เทคนิคจุดเริ่มเปลี่ยนแบบพลวัต ซึ่งอัลกอริทึมนี้จะใช้วิธีการเลือกทิ้งแพ็กเก็ตของช่องสัญญาณเสมือนที่มีการใช้แบนด์วิดท์สูงกว่าที่จัดสรรออกไปก่อน จากผลการทดสอบแสดงให้เห็นว่าอัลกอริทึมที่ใช้เทคนิคจุดเริ่มเปลี่ยนแบบพลวัตที่นำเสนอสามารถปรับปรุงสมรรถนะของทีซีพีได้ทั้งในกรณีวิสัยสามารถและความเท่าเทียมกันเมื่อเปรียบเทียบกับอัลกอริทึมที่มีผู้แนะนำมาแล้ว ได้แก่ อัลกอริทึม Double-EPD อัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting และอัลกอริทึม DFBA ทำให้ใช้แบนด์วิดท์ของโครงข่ายอย่างมีประสิทธิภาพ

## Abstract

This research investigates the buffer allocation for multimedia-guarantee TCP in components of ATM networks such as switch or router which control number of packets of each VC (Virtual Connection). The buffer management algorithms are selected to be allowed or discarded. In congested networks, the performance of TCP is degraded due to the waste usage of the available bandwidth. This research, at the new algorithm was proposed to improve the performance of TCP and fairness in congestion network using dynamic threshold which selectively drop the data of traversing VC. Finally, the simulations are presented to show significant improve the performance of propose algorithm using dynamic threshold techniques in terms of throughput and fairness compared with the previously proposed algorithm such as Double-EPD, Double-EPD with per VC Accounting technique and DFBA.

## สารบัญ

	หน้า
กิตติกรรมประกาศ .....	ก
บทคัดย่อภาษาไทย .....	ข
บทคัดย่อภาษาอังกฤษ .....	ค
สารบัญ .....	ง
สารบัญภาพ .....	ฉ
สารบัญตาราง.....	ช
สรุปคำย่อ.....	ฉ
บทที่ 1 บทนำ	
ความสำคัญและที่มาของปัญหาการวิจัย .....	1
วัตถุประสงค์ของการวิจัย .....	2
ระเบียบวิธีวิจัย .....	3
ขอบเขตของการวิจัย .....	3
ประโยชน์ที่ได้รับจากการวิจัย .....	3
บทที่ 2 วรรณกรรมปริทัศน์	
ทฤษฎีเกี่ยวกับ โครงข่ายเอทีเอ็ม.....	4
การจัดการกราฟฟิคสำหรับการบริการมัลติมีเดีย.....	19
การควบคุมความคับคั่งและการส่งข้อมูลของ TCP.....	23
งานวิจัยที่เกี่ยวข้อง .....	31
บทที่ 3 วิธีการที่นำเสนอ	
เป้าหมายในการออกแบบ.....	40
วิธีการออกแบบ.....	41
บทที่ 4 ผลการทดสอบ	
โปรแกรมจำลองแบบ.....	48
การหาสมรรถนะของ TCP .....	53
ผลการทดสอบแบบจำลองการทำงาน โดยที่แหล่งกำเนิดเป็นแบบส่งต่อเนื่อง และแบบเบิรสต์ในโครงข่าย LAN.....	56

## สารบัญ (ต่อ)

	หน้า
วิเคราะห์ผลการทดสอบแบบจำลองการทำงาน โดยที่แหล่งกำเนิดเป็นแบบส่งต่อเนื่อง และแบบเบียร์สต์ ในโครงข่าย LAN.....	58
ผลการทดสอบแบบจำลอง โครงข่าย Peer to Peer 5 Routers .....	59
การวิเคราะห์ผลการทดสอบแบบจำลอง Peer to Peer 5 Routers.....	61
ผลการทดสอบแบบจำลองโครงข่าย Chain .....	63
การวิเคราะห์ผลการทดสอบแบบจำลอง โครงข่าย Chain.....	67
<b>บทที่ 5 บทสรุป</b>	
สรุปผลการวิจัย .....	69
ข้อเสนอแนะ .....	71
บรรณานุกรม .....	72
ประวัติผู้วิจัย .....	74

## สารบัญภาพ

	หน้า
รูปที่ 2.1 ข้อแตกต่างในการจัดช่องสัญญาณของ STM และ ATM	4
รูปที่ 2.2 การมัลติเพลกซ์ในระบบเอทีเอ็ม (Statistical Multiplexing)	5
รูปที่ 2.3 Physical Link, Virtual Path (VP) และ Virtual Channel (VC)	5
รูปที่ 2.4 รูปแบบของเซลล์ประเภท UNI และ NNI	6
รูปที่ 2.5 ATM VP Switching	7
รูปที่ 2.6 ATM VC Switching	7
รูปที่ 2.7 ATM Protocol Structure	8
รูปที่ 2.8 การจัดสรรแบนด์วิดท์ตามลำดับความสำคัญแก่การบริการประเภทต่างๆ	12
รูปที่ 2.9 การทำงานของโพรโทคอล AALS	13
รูปที่ 2.10 MPLS Architecture	15
รูปที่ 2.11 ตัวอย่างการสร้างเส้นทาง LSP และการส่งข้อมูลบนโครงข่าย MPLS	16
รูปที่ 2.12 โครงสร้างข้อมูลของลาเบล	17
รูปที่ 2.13 การผนวกลาเบลเข้ากับแพ็กเก็ตของโครงข่ายแบบต่างๆรูปแบบของเซลล์ประเภท UNI และ NNI	18
รูปที่ 2.14 การจัดสรรลาเบล	18
รูปที่ 2.15 ตำแหน่งของตัวตรวจทราฟฟิก (Traffic Policer) การจัดการบัฟเฟอร์ (Buffer Management) และการจัดคิวขาออกของสวิตช์ (Output Queues)	22
รูปที่ 2.16 กลไกควบคุมการส่งข้อมูล TCP	24
รูปที่ 2.17 (ก) กลไก Slow Start และ Congestion Avoidance และ (ข) กลไก Fast Retransmit	27
รูปที่ 2.18 กราฟ Congestion Window (CWND) ขณะ Slow Start และ Congestion Avoidance	28
รูปที่ 2.19 Congestion Window ของกลไก Fast Retransmit and Recovery	30
รูปที่ 2.20 Congestion Window ของกลไก Selective Acknowledgment	31
รูปที่ 2.21 อัลกอริทึม Double-EPD	35
รูปที่ 2.22 อัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting	38
รูปที่ 2.23 แผนภูมิการทำงานของอัลกอริทึม DFBA	39
รูปที่ 3.1 แผนภูมิการทำงานของอัลกอริทึมที่นำเสนอ	46
รูปที่ 3.2 การทำงานของอัลกอริทึมที่นำเสนอ	47



## สารบัญภาพ (ต่อ)

	หน้า
รูปที่ 4.1 แบบจำลอง Peer to Peer 5 Routers, 20 TCP/Router	51
รูปที่ 4.2 แบบจำลอง Peer to Peer 5 Routers, 1 TCP/Router	51
รูปที่ 4.3 แบบจำลอง Chain	52
รูปที่ 4.4 ชั้นและโครงสร้าง Protocol Data Units ของ TCP/IP บนโครงข่าย ATM	54
รูปที่ 4.5 Effective Throughput และความยาวโดยที่แหล่งกำเนิดเป็นแบบส่งข้อมูลต่อเนื่องและแบบเบิรสต์ ในโครงข่าย LAN	58
รูปที่ 4.6 ผลการทดสอบแบบจำลอง Peer to Peer 5 Routers	61
รูปที่ 4.7 ผลการทดสอบแบบจำลอง Chain ที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ทั้งหมดในโครงข่าย LAN และ WAN	66
รูปที่ 4.8 ผลการทดสอบแบบจำลอง Chain ที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR และ rt-VBR ในโครงข่าย WAN	67

## สารบัญตาราง

	หน้า
ตารางที่ 2.1 พารามิเตอร์สำหรับการบริการทั้ง 6 ประเภทในโครงข่ายเอทีเอ็ม	10
ตารางที่ 2.2 คุณภาพของการบริการสำหรับบริการทั้ง 6 ประเภท	12
ตารางที่ 2.3 โพรโทคอลสำหรับการบริการแต่ละประเภท	13
ตารางที่ 4.1 ผลการจำลองของแบบจำลอง Peer to Peer โดยที่แหล่งกำเนิดเป็นแบบส่งข้อมูล ต่อเนื่องและแบบเบิรสต์ ใน โครงข่ายแบบ LAN	57
ตารางที่ 4.2 เปรียบเทียบผลการจำลองแบบสำหรับแบบจำลอง Peer to Peer 5 Routers	60
ตารางที่ 4.3 เปรียบเทียบผลการจำลองแบบสำหรับแบบจำลอง Chain	64

## สรุปคำย่อ

คำย่อ	คำเต็ม	ความหมาย
AAL	ATM Adaptation Layer	ชั้นปรับเปลี่ยนเอทีเอ็ม
ABR	Available Bit Rate	อัตราการส่งเอบีอาร์
ACK	Acknowledge	สัญญาณตอบกลับ
ATM	Asynchronous Transfer Mode	โครงข่ายเอทีเอ็ม
CAC	Connection Admission Control	การควบคุมการเชื่อมต่อ
CBR	Constant Bit Rate	อัตราการส่งข้อมูลคงที่
CDVT	Cell Delay Variation Tolerance	ความทนต่อการเปลี่ยนแปลงเวลาประวิงของเซลล์
CLR	Cell Loss Ratio	อัตราส่วนการสูญหายของเซลล์
CWND	Congestion Window	-
DFBA	Difference Fair Buffer Allocation	อัลกอริทึมดีเอฟบีเอ
Double-EPD	Double-Early Packet Discard	อัลกอริทึม Double-EPD
FIFO	First In First Out	เข้าก่อนได้รับบริการให้ออกก่อน
GFC	Generic Flow Control	-
GFR	Guaranteed Frame Rate	อัตราการส่งจีเอฟอาร์
HBO	High Buffer Occupancy	จุดเริ่มเปลี่ยนการครอบครองบัฟเฟอร์สูง
IP	Internet Protocol	โปรโตคอลอินเทอร์เน็ต
LAN	Local Area Network	โครงข่ายท้องถิ่น
LBO	Low Buffer Occupancy	จุดเริ่มเปลี่ยนการครอบครองบัฟเฟอร์ต่ำ
LDP	Label Distribution Protocol	โปรโตคอลแอลดีพี
LSP	Label Switched Path	เส้นทางการสวิตช์ลาเบล
LSR	Label Switching Router	การสวิตช์ลาเบลของเราเตอร์
MBS	Maximum Burst Size	ขนาดเบิสต์สูงสุด
MCR	Minimum Cell Rate	อัตราเซลล์ต่ำที่สุด
MFS	Maximum Frame Size	ขนาดเฟรมสูงสุด
MPLS	MultiProtocol Label Switching	โครงข่ายการสวิตช์ลาเบลได้หลายโปรโตคอล
MPOA	Multi Protocol Over ATM	การส่งแบบหลายโปรโตคอลบนโครงข่ายเอทีเอ็ม

## สรุปคำย่อ (ต่อ)

คำย่อ	คำเต็ม	ความหมาย
MTU	Maximum Transmission Unit	หน่วยการส่งสูงสุด
NNI	Network to Network Interface	จุดต่อร่วมระหว่างโครงข่ายกับโครงข่าย
nrt-VBR	non real-time Variable Bit Rate	อัตราการส่งข้อมูลที่ไม่คงที่แบบไม่เป็นเวลาจริง
OSI	Open System Interconnection	ระบบโอเอสไอ
PCR	Peak Cell Rate	อัตราเซลล์ค่ายอด
PDU	Protocol Data Unit	-
QoS	Quality of Service	คุณภาพการให้บริการ
RTT	Round Trip Time	-
rt-VBR	real-time Variable Bit Rate	อัตราการส่งข้อมูลที่ไม่คงที่แบบเวลาจริง
SCR	Sustainable Cell Rate	อัตราการส่งเซลล์เฉลี่ยตลอดช่วงเวลาของการส่งเซลล์
STM	Synchronous Transfer Mode	โครงข่ายเอสทีเอ็ม
TCP	Transmission Control Protocol	โพรโทคอลทีซีพี
UBR	Unspecified Bit Rate	อัตราการส่งยูบีอาร์
UNI	User to Network Interface	จุดต่อร่วมระหว่างผู้ใช้กับโครงข่าย
UPC	Usage Parameter Control	-
VC	Virtual Channel	ช่องสัญญาณเสมือน
VP	Virtual Path	วิถีเสมือน
WAN	Wide Area Network	โครงข่ายบริเวณกว้าง

# บทที่ 1

## บทนำ

### 1. ความสำคัญ ที่มาของปัญหาที่ทำการวิจัย

โครงข่ายเอทีเอ็ม (Asynchronous Transfer Mode Networks หรือ ATM Networks) เป็นระบบที่มีการส่งข้อมูลแบบเซลล์ (Cells) ด้วยความเร็วสูง ใช้การต่อถึงกันแบบ Connection-Oriented ซึ่งต้องร้องขอเส้นทางและกำหนดข้อตกลงก่อนส่งข้อมูล มีวิธีการส่งข้อมูลโดยใช้วิถีเสมือน (Virtual Path หรือ VP) และช่องสัญญาณเสมือน (Virtual Channel หรือ VC) ต่อมาเมื่อการติดต่อสื่อสารผ่านระบบเครือข่ายอินเทอร์เน็ต (WWW) เข้ามามีบทบาทสำคัญต่อการดำเนินชีวิตมาก จึงได้มีแนวความคิดในการพัฒนาโครงข่ายเอทีเอ็มเป็นโครงข่ายการสวิตซ์หลายโพรโทคอล (MultiProtocol Label Switching หรือ MPLS) [1] ซึ่งเป็นเครือข่ายที่จะช่วยให้การจัดการทราฟฟิก (Traffic Management) คุณภาพการให้บริการ (Quality of Service) และเครือข่ายส่วนตัวเสมือน (Virtual Private Network) สามารถใช้งานได้ดียิ่งขึ้นในเครือข่ายอินเทอร์เน็ต (IP) และเครือข่ายอื่นๆ ในอนาคต [2]

โครงข่ายเอทีเอ็มสามารถรองรับทราฟฟิกได้หลายประเภทในโครงข่ายเดียว (ซึ่งถือว่าการบริการแบบมัลติมีเดีย) ได้แก่ ภาพ, เสียง, วิดีโอ หรือข้อมูลคอมพิวเตอร์ ทั้งนี้ขึ้นอยู่กับพารามิเตอร์ของคุณภาพของการบริการ (Quality of Service หรือ QoS) ที่ผู้ใช้ต้องการ ระบบเอทีเอ็มมีการแบ่งรูปแบบการบริการโดย ATM Forum [3] 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 สำหรับบริการที่ใช้งานแบบทราฟฟิกข้อมูลที่ไม่ต้องใช้เวลาจริง เช่นการส่งข้อมูลคอมพิวเตอร์ ได้แก่ UBR (Unspecified Bit Rate), ABR (Available Bit Rate) และ GFR (Guaranteed Frame Rate)

บริการจำนวนมากในปัจจุบันยังไม่สามารถเลือกพารามิเตอร์ทราฟฟิกที่ต้องการเพื่อสร้างการต่อเข้ากับโครงข่าย ATM ได้ เช่น ไม่สามารถกำหนดอัตราการส่งที่ตนเองต้องการได้ โครงข่ายจะกำหนดข้อตกลงและจัดสรรอัตราส่งที่มีอย่างจำกัดให้กับผู้ส่งต่างๆ ดังนั้นผู้ส่งจึงอาจได้รับอัตราส่งที่ไม่ตรงตามความต้องการ และอาจไม่ได้รับความยุติธรรม ดังนั้นบริการแต่ละแบบจึงต้องอาศัยการจัดสรรบัฟเฟอร์จากหน่วยความจำที่ไม่ถูกใช้งาน เนื่องจากมีผู้ส่งบางคนส่งข้อมูลน้อยกว่าข้อกำหนดในบางเวลา และทำให้มีหน่วยความจำว่างอยู่ เพื่อให้สามารถส่งข้อมูลได้เพิ่มขึ้น ประสิทธิภาพของโครงข่ายจึงเพิ่มขึ้น แต่การแบ่งปันหน่วยความจำที่ว่างอยู่นี้จะต้องมีความยุติธรรมกับผู้ส่งแต่ละคนด้วย บริการ CBR (มีอัตราส่งคงที่) และ VBR (มีอัตราส่งแปรเปลี่ยนได้) จะใช้วิธีการประมาณการเพื่อจัดสรรบัฟเฟอร์ ซึ่งเสมือนเป็นการจัดสรรแบนด์วิดท์ในสายนำสัญญาณที่สามารถใช้สอยได้ให้แก่ส่งกั้นนิค (Source) หรือผู้ส่งที่ต้องการส่งข่าวสารที่เกินข้อตกลง ทำให้โครงข่ายมีสมรรถนะต่ำและไม่สามารถให้การรับรองคุณภาพ

ของบริการบางค่าได้ ส่วนบริการ ABR เป็นบริการที่ใช้การควบคุมแบบป้อนกลับ มีความยุ่งยากในการสร้างและต้นทุนสูง และถ้าระยะห่างระหว่างแหล่งกำเนิดและปลายทางมากขึ้นเนื่องจากมีผู้ใช้หรือผู้ส่งจำนวนมากในอนาคต จะส่งผลให้สมรรถนะการควบคุมอัตราส่งด้วยการควบคุมแบบป้อนกลับ (Feedback Control) ใน ABR ลดลง

การส่งทราฟฟิกข้อมูลด้วย UBR ช่วยหลีกเลี่ยงปัญหาการประมาณลักษณะทราฟฟิก แต่ไม่มีการรับรองคุณภาพของบริการ เช่น ไม่กำหนดอัตราการสูญหายของข้อมูล จึงทำให้วิสัยสามารถ (Throughput) ที่โพรโทคอลชั้นสูงลดลง ดังนั้นเพื่อเพิ่มความสามารถและการใช้ประโยชน์ของบริการ จึงต้องนำ TCP (Transmission Control Protocol) มาใช้ในโพรโทคอลชั้นสูงสำหรับส่งผ่านข้อมูลเป็นเฟรม ซึ่งกลไก TCP ช่วยแก้ไขปัญหาการสูญหายของข้อมูลและการกู้ข้อมูล แต่เมื่อเฟรมถูกส่งบนโครงข่าย ATM ข้อมูลจะถูกแบ่งเป็นเซลล์ ถ้าเซลล์ใดเซลล์หนึ่งสูญเสียนั้นจะทำให้เฟรมนั้นต้องถูกส่งใหม่ (Retransmission) จากปัญหาเหล่านี้บริการ GFR จึงถูกเสนอขึ้นใน [4,5] โดยพยายามรักษาความง่ายในการสร้างของบริการ UBR เอาไว้และจัดเตรียมการรับรองแบนด์วิดท์ต่ำที่สุดให้ผู้ใช้ การจัดสรรบัฟเฟอร์ที่นี้จะช่วยลดจำนวนเฟรมที่ต้องถูกส่งใหม่ได้

เมื่อพิจารณาการบริการแบบมัลติมีเดีย ซึ่งมีบริการทั้ง 6 ประเภทส่งข้อมูลจากผู้ส่งจำนวนมากพร้อมกันและใช้บัฟเฟอร์หรือหน่วยความจำที่สวิตช์ร่วมกัน จะทำให้เกิดการแย่งกันครอบครองบัฟเฟอร์เมื่อเซลล์ไม่สามารถครอบครองบัฟเฟอร์ได้เนื่องจากบัฟเฟอร์เต็ม เซลล์เหล่านี้จะถูกทิ้ง ดังนั้นถ้ามีเซลล์เพียงเซลล์เดียวของแพ็กเก็ตหรือเฟรมสูญหายจะทำให้แพ็กเก็ตนั้นต้องถูกส่งใหม่ จึงทำให้สิ้นเปลืองแบนด์วิดท์และสมรรถนะของโครงข่ายลดลง เพื่อแก้ไขปัญหานี้จึงต้องมีวิธีจัดสรรบัฟเฟอร์ที่เหมาะสมกับบริการแต่ละแบบ ซึ่งการจัดสรรบัฟเฟอร์จะกระทำในองค์ประกอบของโครงข่ายเช่น สวิตช์หรือเราเตอร์ เพื่อควบคุมจำนวนแพ็กเก็ตจากช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่อง (GFR VC) เข้าไปในบัฟเฟอร์ของสวิตช์หรือเราเตอร์ วิธีการจัดสรรบัฟเฟอร์ในโครงข่ายจะตัดสินใจว่าแต่ละเซลล์ของช่องสัญญาณเสมือนที่มาถึงบัฟเฟอร์จะถูกส่งไปเข้าคิวในบัฟเฟอร์หรือถูกทิ้งออกไป

## 2. วัตถุประสงค์ของโครงการวิจัย

2.1 เพื่อเป็นพื้นฐานสำหรับงานวิจัยที่เกี่ยวข้อง รวมทั้งเป็นข้อมูลความรู้ให้แก่บริษัทที่มีความเกี่ยวข้องกับการออกแบบและผลิตหน่วยความจำในสวิตช์ และการติดตั้งระบบโครงข่ายคอมพิวเตอร์ และการสื่อสาร

2.2 เพื่อเป็นการปรับปรุงและพัฒนาระบบการสื่อสารด้วยการปรับปรุงสมรรถนะการส่งข้อมูลของ TCP ที่รองรับบริการมัลติมีเดียในโครงข่าย ATM ให้มีค่าความยุติธรรม (Fairness) และค่าวิสัยสามารถ (Throughput) เพิ่มขึ้น

2.3 เพื่อควบคุมความคับคั่งของทราฟฟิกข้อมูลด้วยการจัดการบัฟเฟอร์ (Buffer Management) ทำให้สามารถเพิ่มประสิทธิภาพของบริการ

### 3. ระเบียบวิธีวิจัย

- 3.1. ศึกษามาตรฐานและทฤษฎีต่างๆ ของ ATM และส่วนที่เกี่ยวข้อง
- 3.2. ศึกษากลไกการทำงานของโพรโทคอลทีซีพี
- 3.3. ศึกษาการจัดสรรบัฟเฟอร์ในสวิตช์ ATM แบบต่างๆ
- 3.4. หาวิธีการปรับปรุงการจัดสรรบัฟเฟอร์ในสวิตช์
- 3.5. เขียนโปรแกรมสร้างแบบจำลองขึ้นมา เพื่อนำมาทดสอบกับกลไกที่ปรับปรุงขึ้นมา
- 3.6. วิเคราะห์และเปรียบเทียบผลการทดสอบจากแบบจำลอง
- 3.7. ตรวจสอบและแก้ไขข้อผิดพลาด
- 3.8. สรุปผล จัดทำรายงานวิจัยและบทความวิชาการ

### 4. ขอบเขตของการวิจัย

งานวิจัยนี้มุ่งเน้นไปถึงการออกแบบวิธีการจัดสรรบัฟเฟอร์ของบริการแบบมัลติมีเดียบนโพรโทคอลทีซีพีในโครงข่ายเอทีเอ็ม โดยจะทำการศึกษาและออกแบบเฉพาะกรณีที่มีการใช้หน่วยความจำร่วมกันเท่านั้น

### 5. ประโยชน์ที่จะได้รับจากการวิจัย

เป็นองค์ความรู้ในการวิจัยต่อไป และเป็นบริการความรู้แก่ภาคธุรกิจ ทำให้การสื่อสารมีความสะดวก สามารถส่งข่าวสารทุกชนิดบนโครงข่ายเดียวได้และไม่เกิดการสูญหายของข้อมูลที่ส่ง ผู้ส่งแต่ละคนส่งข้อมูลได้ยุติธรรมมากขึ้นและได้รับการรับประกันอัตราส่งข้อมูล

## บทที่ 2

### ปรีทัศน์วรรณกรรม

#### 1. ทฤษฎีเกี่ยวกับโครงข่ายเอทีเอ็ม

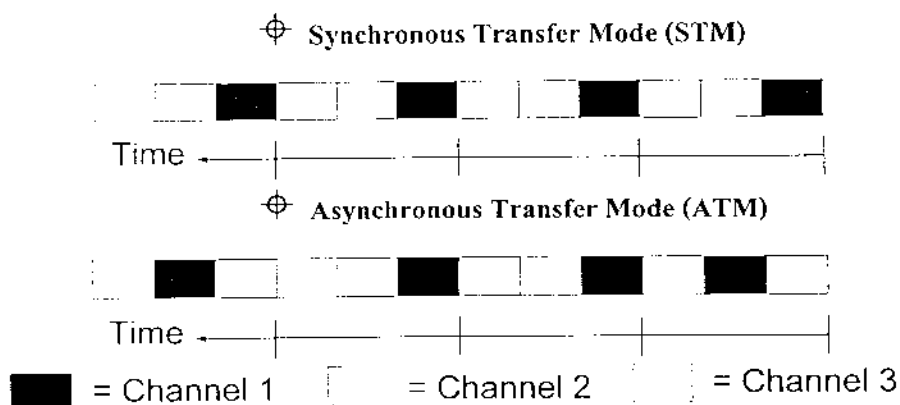
##### 1.1 โครงข่ายเอทีเอ็ม

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

##### 1.1.1 คุณลักษณะของโครงข่ายเอทีเอ็ม

คุณลักษณะของโครงข่ายเอทีเอ็มสามารถสรุปพอสังเขปได้ดังนี้ [3]

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

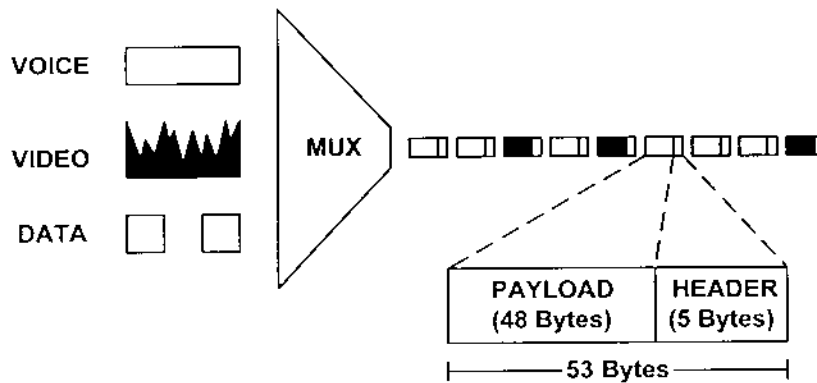


รูปที่ 2.1 ข้อแตกต่างในการจัดช่องสัญญาณของ STM และ ATM



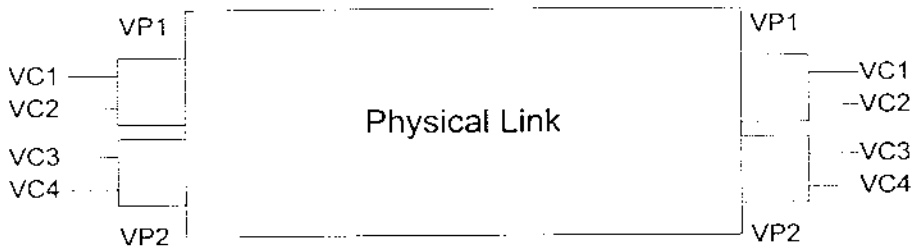
ระบบเอทีเอ็มมีการจัดช่องสัญญาณในระบบที่ไม่แน่นอนตายตัว ดังแสดงในรูปที่ 2.1 และใช้ระบบมัลติเพลกซ์แบบ Statistical Multiplexing ดังรูปที่ 2.2 ทำให้สามารถใช้งานช่องสัญญาณที่วางอยู่ได้อย่างมีประสิทธิภาพ ซึ่งแตกต่างจากการจัดสรรช่องสัญญาณในระบบ STM (Synchronous Transfer Mode) ที่มีการจัดสรรช่องสัญญาณที่คงที่ให้แก่แหล่งกำเนิดแต่ละแหล่ง ทำให้การใช้งานช่องสัญญาณอาจมีประสิทธิภาพต่ำ ในกรณีที่ไม่มีข้อมูลในช่องสัญญาณบางช่อง

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



รูปที่ 2.2 การมัลติเพลกซ์ในระบบเอทีเอ็ม (Statistical Multiplexing)

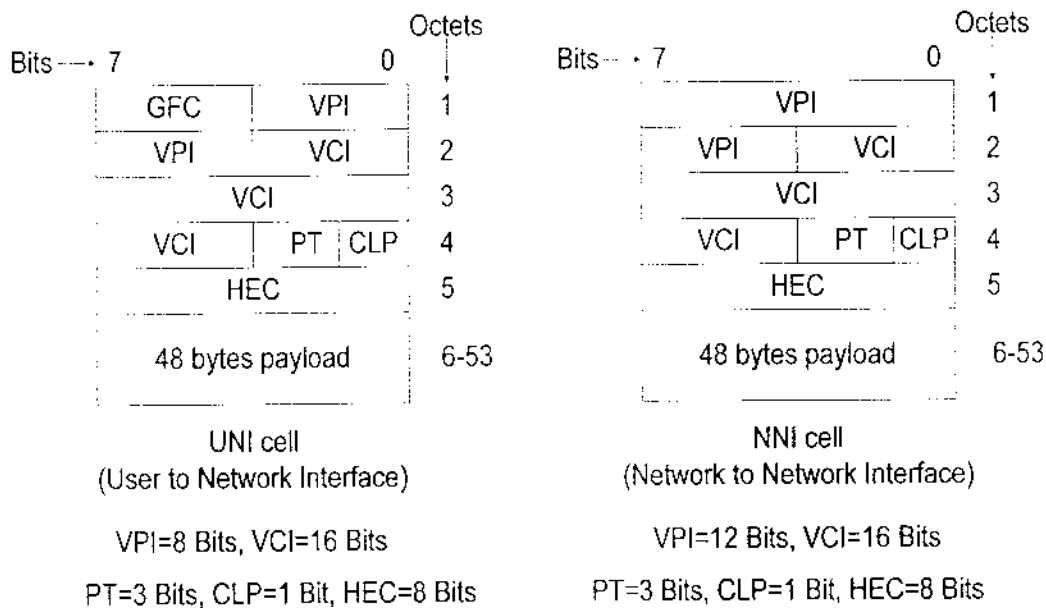
โครงข่ายเอทีเอ็มต่อถึงกันแบบ Connection-Oriented คือ มีการจัดเส้นทางที่แน่นอน สำหรับการรับส่งข้อมูลระหว่างแหล่งกำเนิดและปลายทางไว้เรียบร้อยแล้วก่อนการส่งข้อมูล ดังนั้นข้อมูลจะได้รับการส่งผ่านไปตามเส้นทางดังกล่าวอย่างต่อเนื่อง ไม่จำเป็นต้องมีการจัดเรียงข้อมูลกันใหม่อีกครั้งเมื่อถึงปลายทาง ซึ่งจะตรงกันข้ามกับการต่อถึงกันแบบ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



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

โครงข่ายมีการใช้การต่อถึงกันแบบเสมือน (Virtual Connection) ระหว่างแหล่งกำเนิดกับปลายทาง เพื่อให้สามารถรับส่งข้อมูลได้หลายๆ ช่องสัญญาณบนสายเชื่อมโยงกายภาพ (Physical Link) เดียวกัน สามารถแบ่งการต่อถึงกันแบบเสมือนได้ 2 ประเภท คือ วิธีเสมือน (Virtual Path หรือ VP) และช่องสัญญาณเสมือน (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

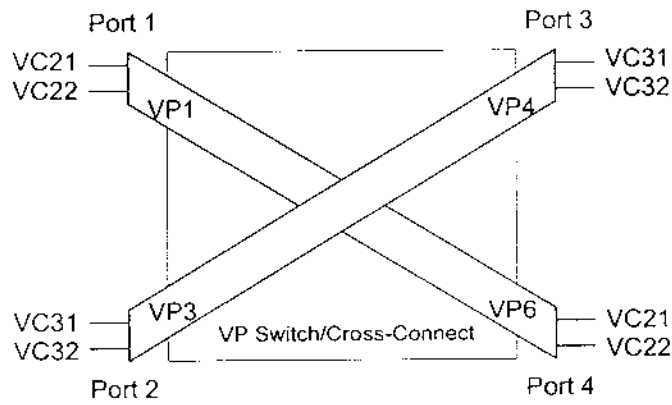


รูปที่ 2.4 รูปแบบของเซลล์ประเภท UNI และ NNI

ภายในโครงข่ายเอทีเอ็มจะใช้สวิตช์คอยควบคุมเส้นทางการรับส่งข้อมูล ให้เป็นไปตามตารางจัดเส้นทาง (Routing Table) ที่ได้กำหนดไว้แล้ว ตามค่า VPI (Virtual Path Identifier) และ VCI (Virtual Channel Identifier) ซึ่งบรรจุอยู่ภายในส่วน Header ของเซลล์ รูปที่ 2.5 และรูปที่ 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



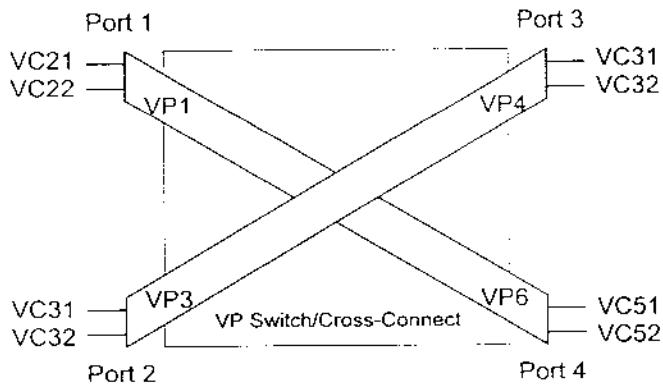
รูปที่ 2.5 ATM VP Switching

Port 1 VP Routing Table

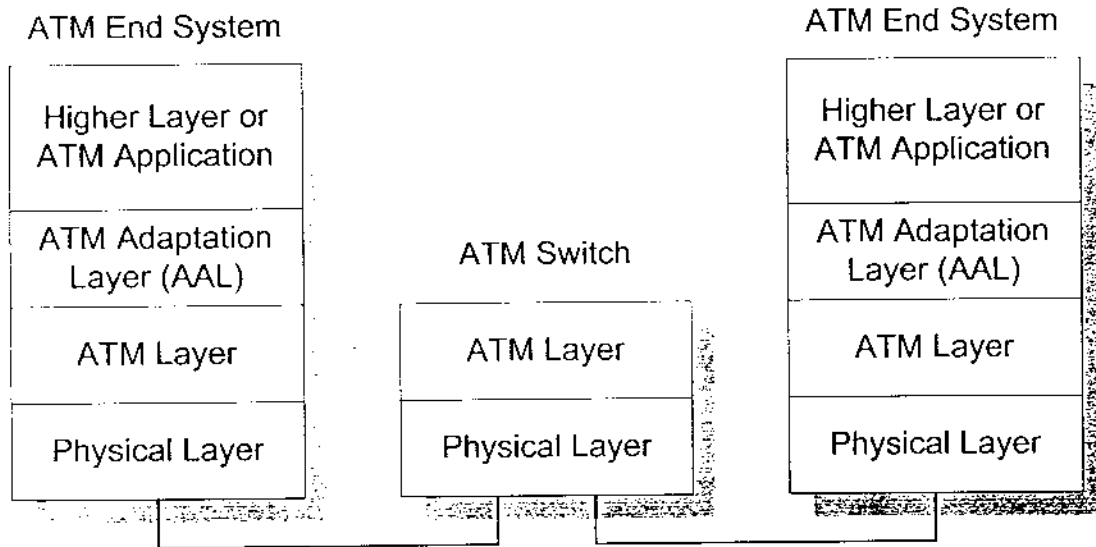
Input VPI	1
Out Port	4
Output VPI	6
Output VCI	51,52

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 [3] ซึ่งเปรียบเทียบได้กับ 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

### 1.1.2 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 ในช่วงเวลาหนึ่ง ที่มีเซลล์ส่งเข้าสู่โครงข่ายอย่างต่อเนื่อง

6. MFS (Maximum Frame Size) หมายถึง จำนวนของเซลล์ที่มีจำนวนมากที่สุดในหนึ่งแพ็กเก็ต พารามิเตอร์ของคุณภาพของการบริการและพารามิเตอร์ของทราฟฟิกนั้น เป็นพารามิเตอร์สำคัญที่แหล่งกำเนิดได้ตกลงไว้กับโครงข่าย [3] ซึ่งโครงข่ายที่ดีจะต้องสามารถรับประกันคุณภาพของการบริการให้เป็นที่ไปตามพารามิเตอร์ที่ได้ตกลงกันไว้ และในทางตรงข้ามถ้าหากแหล่งกำเนิดละเมิดหรือไม่ปฏิบัติตามข้อตกลงดังกล่าว จะทำให้ข้อมูลอาจเกิดการสูญหาย หรืออาจมีการยกเลิกการต่อของแหล่งกำเนิดนั้นๆ ได้

### 1.1.3 ประเภทของการบริการในโครงข่ายเอทีเอ็ม

ระบบเอทีเอ็มแบ่งประเภทของการให้บริการออกเป็น 6 ประเภท ตามชนิดของแหล่งกำเนิด เพื่อให้สามารถรองรับการส่งทราฟฟิกต่างชนิดกัน ตามคุณภาพของการบริการที่แตกต่างกัน การบริการทั้ง 6 ประเภท [3] 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 เพื่อให้สามารถส่งแบบเวลาจริงได้ เช่น การส่งสัญญาณวิดีโอที่ได้รับการบีบอัด เป็นต้น พารามิเตอร์ที่กำหนดได้แก่ PCR SCR และ MBS

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

ABR (Available Bit Rate) เป็นการบริการที่ให้การรองรับแหล่งกำเนิดข้อมูลคอมพิวเตอร์โดยใช้แบบคิวดัทท์ที่หลีกเลี่ยงการใช้งานของการบริการทั้ง 3 ประเภทข้างต้น คือ CBR rt-VBR และ nrt-VBR และการบริการ ABR จะมีการป้อนกลับของข่าวสารความคับคั่งของโครงข่าย และสามารถปรับเปลี่ยนอัตราการส่งข้อมูลได้ตามข่าวสารที่ได้รับให้เหมาะสมกับแบบคิวดัทท์ที่หลีกเลี่ยงและสถานะของโครงข่ายในปัจจุบัน การบริการแบบ ABR นี้จะมีการรับประกันการสูญหายของข้อมูล โดยยินยอมให้เกิดเวลาประวิงของเซลล์ได้ พารามิเตอร์ที่สำคัญคือ PCR และ MCR

UBR (Unspecified Bit Rate) เป็นการบริการที่ให้การรองรับแหล่งกำเนิดข้อมูลคอมพิวเตอร์ โดยใช้แบบคิวดัทท์ที่หลีกเลี่ยงจาก CBR, rt-VBR และ nrt-VBR เช่นเดียวกับการบริการแบบ ABR แต่เป็นการบริการที่ไม่ได้มีการกำหนดพารามิเตอร์คุณภาพของการบริการไว้ ดังนั้นข้อมูลอาจเกิดเวลาประวิงสูงและไม่มีการรับประกันการสูญหายของเซลล์

GFR (Guaranteed Frame Rate) เป็นการบริการที่ให้การรองรับแหล่งกำเนิดข้อมูลคอมพิวเตอร์ โดยใช้แบบคิวดัทท์ที่หลีกเลี่ยงจาก CBR, rt-VBR และ nrt-VBR เช่นเดียวกับการบริการแบบ ABR และ UBR สามารถประกันอัตราการส่งต่ำที่สุด โดยการบริการ GFR กำหนดพารามิเตอร์คุณภาพของการบริการไว้ ได้แก่ PCR, MCR, MBS, MFS และ CDVT เพื่อประกันการบริการ

ตารางที่ 2.1 พารามิเตอร์สำหรับการบริการทั้ง 6 ประเภทในโครงข่ายเอทีเอ็ม

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

ที่มา: Table 2-1 ใน [3]

หมายเหตุ:

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

#### 1.1.3.1 คุณภาพของการบริการสำหรับการบริการแต่ละประเภท

ตารางที่ 2.2 แสดงคุณภาพของการบริการสำหรับการบริการทั้ง 6 ประเภท จะเน้นในส่วนของการรับประกันการสูญหายของเซลล์ และการรับประกันสำหรับเวลาประวิงในการรับส่งเซลล์ในการบริการประเภทต่างๆ ซึ่งจะพบว่าบริการ CBR  $\pi$ -VBR และ  $n\pi$ -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

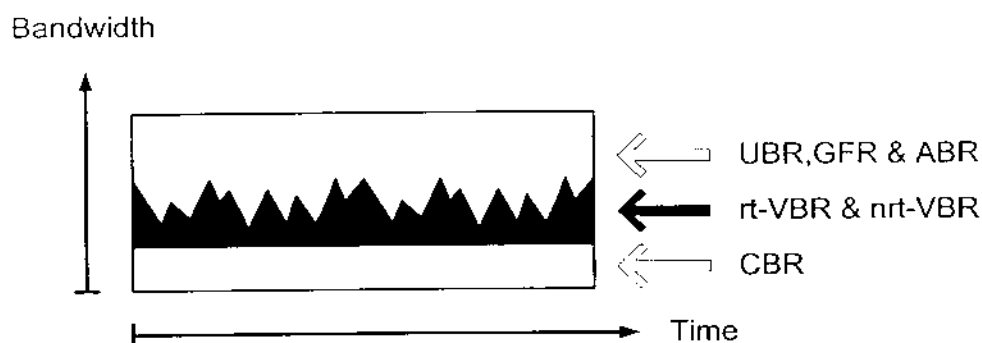
ตารางที่ 2.2 คุณภาพของการบริการสำหรับบริการทั้ง 6 ประเภท

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

ที่มา: [3]

### 1.1.3.2 ลำดับความสำคัญของการบริการแต่ละประเภท

เนื่องจากคุณภาพการให้บริการที่แตกต่างกันนี้เอง โครงข่ายเอทีเอ็มจึงได้จัดลำดับความสำคัญของการบริการทั้ง 6 ประเภทไว้แตกต่างกัน จากรูปที่ 2.8 จะพบว่าบริการ CBR มีลำดับความสำคัญสูงสุด จะสามารถใช้งานแบนด์วิดท์ของโครงข่ายได้เป็นลำดับแรก ซึ่งหมายความว่า ไม่ว่าแหล่งกำเนิดประเภท CBR จะต้องการใช้งานแบนด์วิดท์ขนาดเท่าใดก็ตาม หากมีค่าไม่เกินความจุสูงสุดของสายส่ง แหล่งกำเนิด CBR จะได้รับการจัดสรรแบนด์วิดท์ก่อนการบริการประเภทอื่นๆ สำหรับการบริการ VBR ทั้ง rt-VBR และ nrt-VBR นั้น จะมีลำดับความสำคัญเป็นลำดับที่สอง คือ สามารถใช้งานเฉพาะแบนด์วิดท์ที่เหลือจากการใช้งานโดยบริการประเภท CBR และการบริการที่มีลำดับความสำคัญที่ต่ำที่สุด คือ การบริการ ABR GFR และ UBR ซึ่งจะใช้แบนด์วิดท์ได้เฉพาะในส่วนแบนด์วิดท์ที่เหลือจกบริการประเภท CBR และ VBR เท่านั้น



รูปที่ 2.8 การจัดสรรแบนด์วิดท์ตามลำดับความสำคัญแก่การบริการประเภทต่างๆ



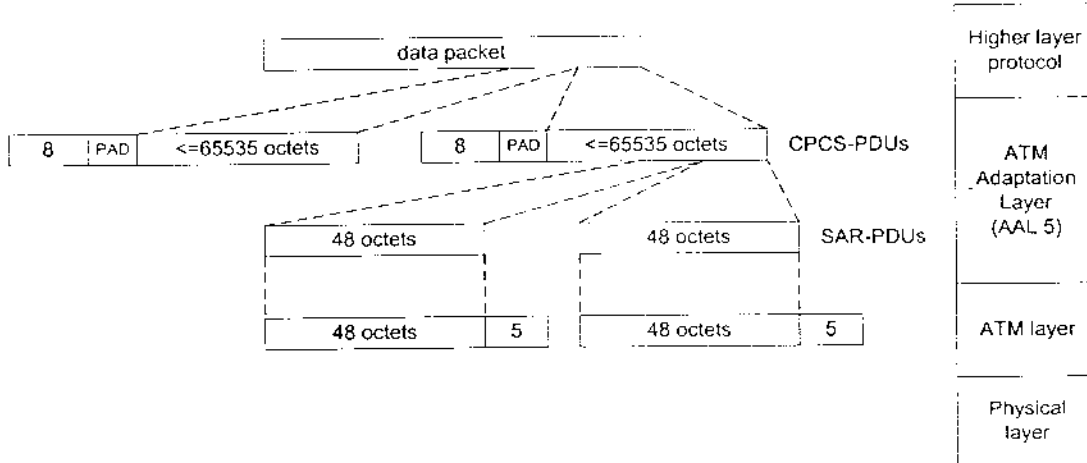
1.1.3.3 โพรโทคอลสำหรับการบริการแต่ละประเภท

การบริการทั้ง 6 ประเภทนั้น 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: [3]



รูปที่ 2.9 การทำงานของโพรโทคอล AAL5

โพรโทคอล AAL5 มีการทำงานอยู่ในชั้น ATM Adaptation Layer มีหน้าที่จัดการกับเฟรมข้อมูลของ Higher Layer Protocol โดยจะแบ่งเฟรมข้อมูล ดังกล่าวออกเป็น 48 ไบต์ เพื่อให้มีขนาดที่เหมาะสมสำหรับการบรรจุลงในส่วนบรรจุทุกของเซลล์ เอทีเอ็ม เพื่อการจัดส่งข้อมูลแก่ชั้น ATM Layer ต่อไป ดังแสดงในรูปที่ 2.9 การทำงานของ AAL5 มี รายละเอียดดังนี้

1. Common Part Convergence Sublayer (CPCS) ของ AAL5 จะแบ่งข้อมูลจากชั้น Higher Layer Protocol ออกเป็นส่วนๆ มีขนาด 1 ถึง 65535 ไบต์ โดยให้มีขนาดเป็นจำนวนเท่าของ 48 ไบต์ เพื่อให้พอดีกับส่วนบรรทัดของเซลล์เอทีเอ็ม แต่ถ้าหากข้อมูลมีขนาดไม่ถึง 48 ไบต์ จะมีการเติมส่วนของ PAD (ขนาด 0 ถึง 47 ไบต์) เข้าไป เพื่อให้ครบ 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 ไบต์ เข้าไป สำหรับการส่งเซลล์ในชั้น ATM Layer ต่อไป นอกจากนี้ใน ATM Header จะมีการกำหนด EOM (End of Message) ลงในส่วนของ PTI (Payload Type Indicator) เพื่อใช้แสดงเซลล์ที่เป็นลำดับสุดท้ายของข้อมูล CPCS-PDUs

#### 1.1.4 สรุป

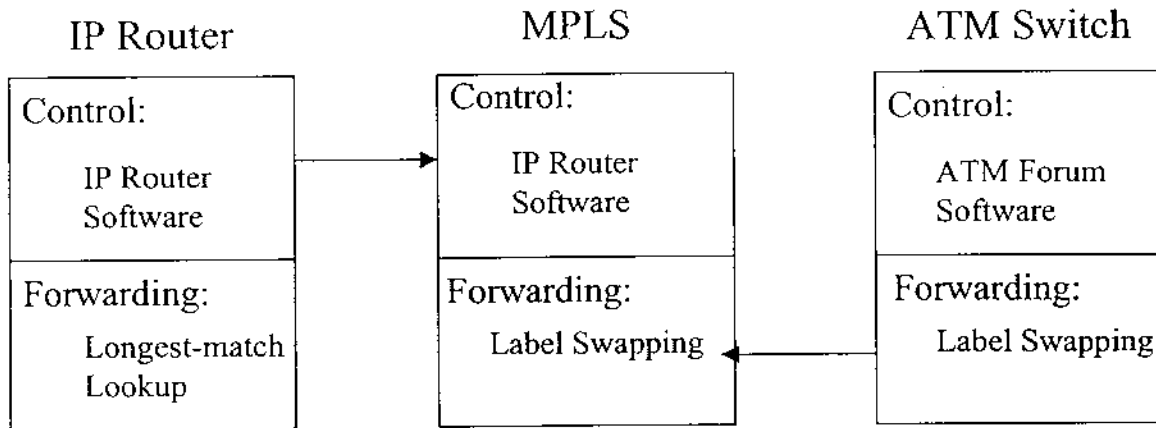
โครงข่ายเอทีเอ็ม เป็นโครงข่ายที่สามารถรองรับทราฟฟิกของการบริการได้หลายประเภท ได้แก่ CBR, rt-VBR, nrt-VBR, UBR, GFR และ ABR ขึ้นอยู่กับคุณภาพของการบริการที่ได้ตกลงกันไว้ก่อนการรับส่งข้อมูล โดยโครงข่ายเอทีเอ็มจะให้ความสำคัญแก่การบริการข้อมูล CBR, rt-VBR และ nrt-VBR มาเป็นอันดับแรก ซึ่งจะมีการรับประกันในส่วนของเวลาประวิง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

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

## 1.2 โครงข่ายเอ็มพีแอลเอส

โครงข่ายการสวิตช์แลเบลได้หลายโปรโตคอล (MultiProtocol Label Switching หรือ MPLS) หรือเอ็มพีแอลเอส [3]-[4] เป็นโครงข่ายที่กำลังได้รับการสนใจในการพัฒนาการวิจัยอยู่ในปัจจุบัน ข้อดีของโครงข่ายเอ็มพีแอลเอสนี้ คือสามารถเชื่อมต่อระหว่างโปรโตคอลชั้นที่สองและชั้นที่สามใดๆ บน

โมเดลโอเอสไอ (OSI model) ได้โดยไม่ต้องมีการแปลหรือจับคู่ (Mapping) ระหว่างตำแหน่งของโปรโตคอลชั้นที่สองและสาม ทำให้ลดความซับซ้อนในการทำงานระหว่างชั้นของโปรโตคอลลง และสามารถทำงานได้แม้ในโครงข่ายที่มีขนาดใหญ่ขึ้น (Scalability) เป็นการรวมเอา Control Plane ของ IP Router มาทำงานร่วมกับ Forwarding Plane ของ ATM Switch ดังรูปที่ 2.10



รูปที่ 2.10 MPLS Architecture

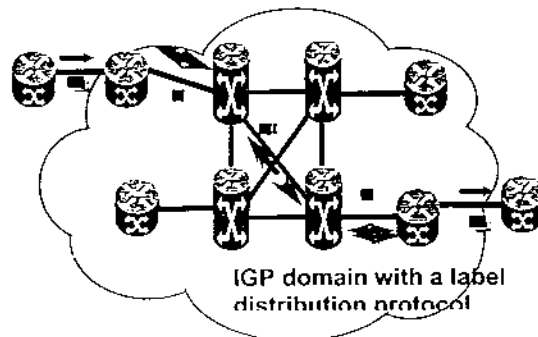
ปัจจุบัน โปรโตคอลที่กำลังได้รับความสนใจในการพัฒนาบนโครงข่ายเอ็มพีแอลเอส คือ โปรโตคอลอินเทอร์เน็ต หรือ Internet Protocol (IP) ซึ่งเป็นโปรโตคอลในชั้นที่สาม ซึ่งถูกใช้งานบนโปรโตคอล Asynchronous Transfer Mode (ATM) ซึ่งเป็นโปรโตคอลในชั้นที่สอง เดิมนั้นจะต้องมีการแปลและจับคู่รหัสตำแหน่ง (Address Mapping) ระหว่างทั้งสองโปรโตคอลทำให้มีความซับซ้อนสูง แต่เมื่อนำสถาปัตยกรรมโครงข่ายเอ็มพีแอลเอสเข้ามาใช้ จะทำให้ช่วยลดความซับซ้อนนี้ลง โดยการนำซอฟต์แวร์ของ ATM เดิมออก แล้วนำซอฟต์แวร์การสวิตช์ลาเบลของเราเตอร์ (Label Switching Router, LSR) มาใช้งานแทน ทำให้สามารถใช้อาร์คว์ของ ATM แต่ทำงานเสมือนเป็นเราเตอร์ตัวหนึ่ง ซึ่งสามารถเชื่อมต่อกับโปรโตคอล IP ได้โดยตรง โดย ATM Switch ที่มีการนำซอฟต์แวร์การสวิตช์ลาเบลมาใช้งาน จะมีชื่อใหม่เรียกว่า ATM-LSR นอกจากนี้เราเตอร์ที่อยู่บริเวณขอบของโครงข่ายจะมีชื่อเรียกว่า EDGE-LSR

การสร้างเส้นทางในโครงข่ายเอ็มพีแอลเอสจะต้องมีการสร้างเส้นทางการสวิตช์ลาเบล (Label Switched Path, LSP) ขึ้นมาก่อน แล้วจึงมีการส่งข้อมูลอย่างเรียงลำดับ (Connection oriented transmission) ไปบนเส้นทาง LSP โปรโตคอลที่ใช้หาเส้นทางเพื่อสร้าง LSP นี้เรียกว่า MPLS Routing Protocol หรือ Label Distribution Protocol (LDP) โดยหลังจากการสร้างเส้นทาง LSP แล้ว LDP จะทำหน้าที่จัดสรรลาเบล (Label) หรือ Header ขนาดเล็กๆ ที่ใช้เป็นตัวบอกเส้นทางว่าแพ็กเก็ตข้อมูลนี้จะถูกส่งออกไปทางพอร์ตใด ซึ่งลาเบลจะถูกสลับไปเรื่อยๆ ในแต่ละ LSR จนถึงปลายทาง เทคนิคการส่งแพ็กเก็ตข้อมูลไปบนโครงข่าย MPLS นี้จะเรียกว่าการสลับลาเบล (Label Switching) ซึ่งคล้ายกับการส่งข้อมูล

บนโครงข่าย ATM แต่การกำหนดลาเบลนี้จะไม่ได้ขึ้นอยู่กับหมายเลข IP ของแพ็กเก็ตเท่านั้น แต่สามารถกำหนดได้จากหลายๆ ข้อกำหนดตามความต้องการของผู้บริหารโครงข่าย ได้แก่

1. หมายเลขโหนดปลายทาง (Destination Unicast address)
2. การวิศวกรรมทราฟฟิก (Traffic Engineering)
3. โครงข่ายเสมือนส่วนตัว (Virtual Private Network หรือ VPN) หรือ
4. กำหนดตามคุณภาพของการให้บริการ (Quality of Service หรือ QoS)

โดยการกำหนดหมายเลขลาเบลจะสัมพันธ์กับกลุ่มของแพ็กเก็ตเดียวกันหรือ Forward Equivalent Class (FEC) ในโครงข่าย IP



รูปที่ 2.11 ตัวอย่างการสร้างเส้นทาง LSP และการส่งข้อมูลบนโครงข่าย MPLS

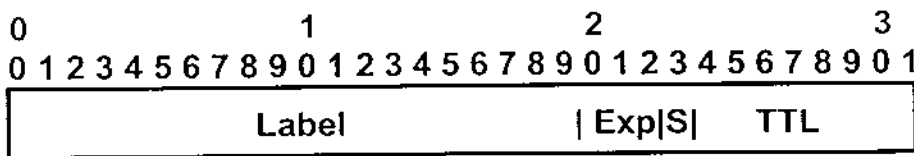
ขั้นตอนการส่งข้อมูลบนโครงข่าย MPLS ดังรูปที่ 2.11 มีดังนี้

1. ใช้โปรโตคอลหาเส้นทาง เช่น OSPF i-ISIS
2. ใช้ Label Distribution Protocol จัดสรรหมายเลขลาเบลลงบนเส้นทางที่สร้างไว้
3. เมื่อได้รับแพ็กเก็ตข้อมูลเข้ามาในโครงข่าย LSR ขาเข้า (Ingress LSR) จะตรวจสอบชนิดของแพ็กเก็ต และจัดสรรลาเบลให้กับแพ็กเก็ต จากนั้นแพ็กเก็ตที่ได้รับการกำหนดลาเบลแล้วจะถูกส่งไปในโครงข่าย
4. LSR ที่อยู่ในโครงข่าย หรือ Core LSR จะตรวจสอบลาเบลของแพ็กเก็ต ตรวจสอบว่าลาเบลขาเข้าตรงกับพอร์ตขาออกพอร์ตใด และลาเบลขาออกใด หลังจากนั้นลาเบลเดิมจะถูกเปลี่ยนเป็นลาเบลใหม่ (Label Switching) และแพ็กเก็ตถูกส่งต่อไปยังโหนดถัดไป
5. เมื่อแพ็กเก็ตถูกส่งมาถึง LSR ขาออก (Egress LSR) ลาเบลจะถูกถอดออกก่อนที่แพ็กเก็ตถูกส่งออกไปยังโครงข่ายอื่นนอกโครงข่าย MPLS

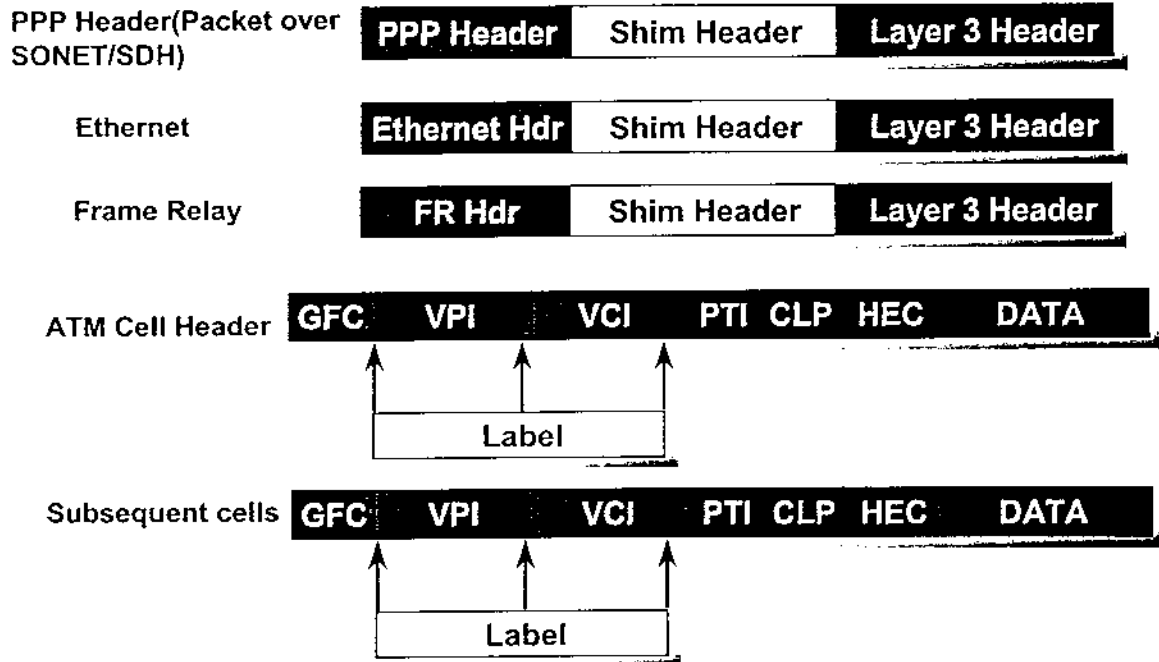
1.2.1 คุณลักษณะของลาเบล

ในหัวข้อนี้จะกล่าวถึงลักษณะของลาเบล (Label) ที่นำมาผนวกเข้ากับแพ็กเก็ตข้อมูล โดยลาเบลจะมีลักษณะดังนี้

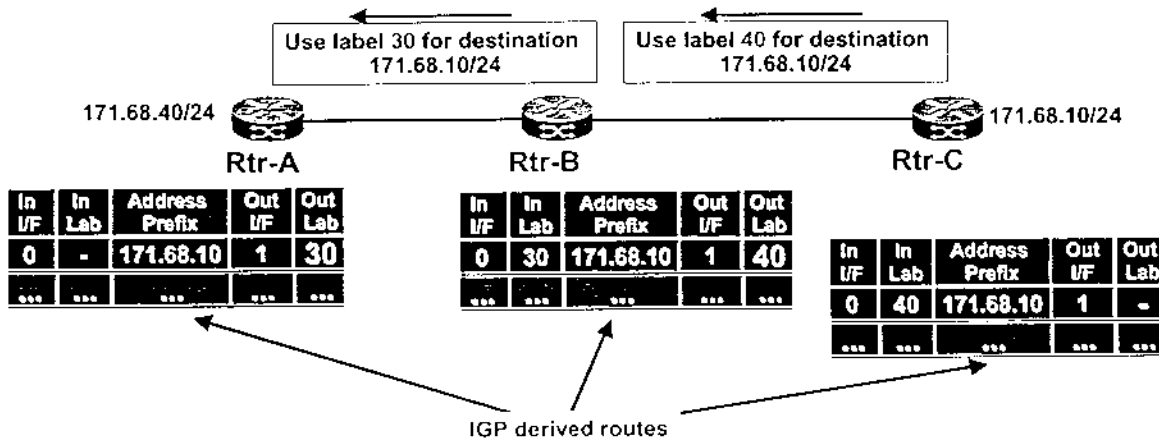
1. มีความยาวคงที่ เพื่อให้คำนวณและประมวลผลง่าย
2. มีขนาดเล็ก เพื่อให้ไม่เป็นการเพิ่ม Overhead ของการส่งข้อมูล
3. ขนาดของลาเบลจะเท่ากับ 32 บิต ดังรูปที่ 2.12 แบ่งเป็น
  - ก. ลาเบล 20 บิต
  - ข. Exp (Experimental) 3 บิต
  - ค. S (Bottom of Stack) 1 บิต
  - ง. TTL (Time To Live) 8 บิต
4. ตำแหน่งของการผนวกลาเบลกับแพ็กเก็ต ดังรูปที่ 2.13 แบ่งได้ 2 ประเภทคือ
  - ก. Shim Header ซึ่งจะแทรกอยู่ระหว่างเลเยอร์ 3 และเลเยอร์ 2 ของแพ็กเก็ต เช่น PPP Header, Ethernet และ Frame Relay เป็นต้น
  - ข. Label Header จะเป็นลาเบลที่แทรกตัวอยู่ใน Header เดิมของแพ็กเก็ตในเลเยอร์ 2 แทนที่บริเวณ Destination Address เดิมของแพ็กเก็ต เช่น ATM Cells
5. อนุญาตให้มีลาเบลมากกว่า 1 ลาเบลได้ (Label Stack) หากมีการส่งผ่านแพ็กเก็ตไปในโครงข่ายแบบลำดับชั้น หรือ Hierarchical Network
6. การจัดสรรลาเบลจะเป็นหน้าที่ของโหนดปลายทาง หรือ Egress LSR ไปบนเส้นทางที่โหนดขาเข้า (Ingress LSR) สร้างไว้ ดังตัวอย่างในรูปที่ 2.14 คือ
  - ก. โหนด A ไปโหนด B ใช้ลาเบล 30 (แทนปลายทางของ Subnet 171.68.10)
  - ข. โหนด B ไปโหนด C ใช้ลาเบล 40 (แทนปลายทางของ Subnet 171.68.10)



รูปที่ 2.12 โครงสร้างข้อมูลของลาเบล



รูปที่ 2.13 การผนวกแลนเบลเข้ากับแพ็กเก็ตของโครงข่ายแบบต่างๆ



รูปที่ 2.14 การจัดสรรแลนเบล

1.2.2 เส้นทางการสวิตซ์แลนเบล

เส้นทางการสวิตซ์แลนเบล (Label Switched Path หรือ LSP) เป็นเส้นทางที่ใช้ส่งแพ็กเก็ตข้อมูลจากโหนดต้นทางไปยังโหนดปลายทาง โดยมีคุณลักษณะดังนี้

1. การสร้างเส้นทางจะเป็นแบบ Connection Oriented
2. LSP 1 เส้นทางสามารถรองรับทราฟฟิกรายๆ ได้หลายทราฟฟิก
3. LSP แต่ละเส้น สามารถรองรับคุณภาพการให้บริการที่แตกต่างกันได้

4. ในการสร้างเส้นทางสามารถสร้างโดยกำหนดเงื่อนไขบางอย่างได้ หรือสามารถนำเอาเทคโนโลยีการสร้างเส้นทางแบบมีเงื่อนไข (Constraint-Based Routing หรือ CBR) มาใช้ได้ จากคุณสมบัติของ LSP ข้างต้นแสดงให้เห็นว่าการสร้างเส้นทางในโครงข่าย MPLS มีความยืดหยุ่นสูง โดยสามารถกำหนดเงื่อนไขหลายๆ ประการในการสร้างเส้นทางได้ ซึ่งต่างจากการสร้างเส้นทางบนโครงข่าย IP เดิมที่ใช้เส้นทางที่สั้นที่สุดเงื่อนไขเดียวเท่านั้น ซึ่งทำให้โครงข่าย IP แบบเดิมไม่สามารถรองรับเส้นทางที่ต้องการคุณภาพการให้บริการแตกต่างกันได้ จึงทำให้โครงข่าย MPLS มีประสิทธิภาพสูง

## 2. การจัดการทราฟฟิกสำหรับการบริการมัลติมีเดีย

สำหรับการบริการมัลติมีเดียจะให้บริการใน VBR ก่อน แบนด์วิดท์ที่เหลือจะให้บริการกับ ABR, UBR และ GFR แต่บริการ ABR มีความซับซ้อนกว่าบริการ UBR และ GFR จึงทำให้มีความยุ่งยากในการสร้างทั้งในส่วน ATM Adapter และสวิตช์ นอกจากนั้นการใช้งานโครงข่ายเอทีเอ็มในปัจจุบันเป็นระบบ Ethernet LAN หรือ ATM LAN ซึ่ง ATM LAN เหมาะกับการใช้งานบนบริการ UBR ดังนั้นเพื่อลดช่องว่างระหว่างบริการ ABR และ UBR Guerin และ Heinanen [4] จึงเสนอบริการ GFR ขึ้น โดยมีเป้าหมายเบื้องต้นเพื่อจัดการระบบ LAN ที่มีจำนวนมากซึ่งต่อร่วมกันบนโครงข่ายเอทีเอ็มได้ อย่างไรก็ตาม ถ้านำ GFR มาใช้เพื่อสนับสนุนการทำงานของสวิตช์ในโครงข่ายเอทีเอ็มร่วมกับ VBR จำเป็นต้องนำเครื่องมืออื่นมาช่วย

การรับส่งข้อมูลในการบริการ GFR นั้น ไม่มีการรับประกันเกี่ยวกับเวลาประวิงของการส่งข้อมูล ซึ่งหมายความว่า การส่งข้อมูลจะใช้เวลาในการส่งนานเท่าใดก็ได้ โดยไม่มีการกำหนด ใดๆก็ตาม การบริการ GFR มีจุดเด่นดีกว่าการบริการ UBR คือ มีการรับประกันเกี่ยวกับอัตราการส่งเซลล์ต่ำที่สุด (ประกันแบนด์วิดท์ต่ำสุด) ดังนั้นจึงจำเป็นต้องนำเอาการจัดการทราฟฟิก (Traffic Management) ที่มีประสิทธิภาพมาใช้ในการควบคุมการส่งเซลล์ข้อมูลให้เป็นไปได้อย่างถูกต้อง เพื่อให้ใช้ทรัพยากรของโครงข่ายอย่างมีประสิทธิภาพ 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

งานวิจัยนี้มุ่งเน้นที่ปัญหาการจัดการทราฟฟิกสำหรับ TCP บนการบริการ GFR และบริการ rt-VBR โดยมีวัตถุประสงค์เพื่อออกแบบสถาปัตยกรรมของโครงข่ายและกลไกที่จะทำให้การส่งข้อมูล TCP มีประสิทธิภาพบนโครงข่ายเอทีเอ็มที่มีการบริการหลายๆ แบบ เราจะมุ่งไปที่การแก้ปัญหาการจัดการบัฟเฟอร์เพื่อรับรองแบนด์วิดท์ต่ำที่สุดและการทำให้โพรโทคอล TCP มีสมรรถนะสูงสุด ในหัวข้อต่อไปจะกล่าวถึงคุณลักษณะหลักของบริการ GFR การออกแบบสำหรับสร้างการรับรองอัตราเฟรมต่ำที่สุด และกลไกการควบคุมความคับคั่ง TCP

## 2.2 บริการ GFR (Guaranteed 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 [3] มีพารามิเตอร์หลัก 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 ควรจะคิดให้เท่ากับอัตราส่งข้อมูลในสายส่ง (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) [3] เพื่อตัดสินใจ



เฟรมสมควรได้รับการรับรองบริการบน 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 ซึ่งเป็นการตกลงระหว่างแหล่งกำเนิดและโครงข่ายเพื่อใช้เหตุการณ์ต่อ ถ้าผู้ใช้ส่งเฟรมที่มีขนาดน้อยกว่าขนาดเฟรมสูงที่สุดและมีอัตราส่งต่ำกว่าอัตราเซลล์ต่ำที่สุด ทุกเฟรมควรจะถูกปล่อยเข้าไปในโครงข่ายโดยมีการสูญหายต่ำที่สุด (Minimum Loss) แต่ถ้าผู้ใช้ส่งเฟรมสูงกว่าอัตราต่ำที่สุดที่รับรอง ปลายทางก็ควรได้รับเฟรมที่อัตราการส่งอย่างน้อยเท่ากับอัตราต่ำที่สุด โดยอัตราต่ำที่สุดเป็นการรับรองว่าเฟรมจะไม่ถูกแท็ก หากมีการต่อไคส่งเกินอัตราต่ำที่สุด ผู้ใช้ควรได้รับการแบ่งแบนด์วิดท์ของข่ายเชื่อมโยงอย่างยุติธรรม (Fairness) จากแบนด์วิดท์ของข่ายเชื่อมโยงที่ไม่ได้ใช้งาน

ATM forum [3] 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 (เปลี่ยนบิต CLP (Cell Loss Priority) จาก 0 เป็น 1) เฟรมที่ไม่สมควรได้รับการรับรองการบริการที่เข้าไปในโครงข่าย และสวิตช์ในโครงข่าย ATM จะตัดสินจากบิต CLP ว่าเฟรมจะถูกส่งไปโดยมีการรับรองแบนด์วิดท์ที่ต่ำที่สุดหรือไม่ สำหรับ GFR.1 จะกำหนดให้โครงข่ายไม่สามารถเปลี่ยนบิต CLP ของเฟรมที่แหล่งกำเนิดส่งมาได้ และแต่ละสวิตช์ในโครงข่าย ATM ต้องสามารถหาได้ว่าเฟรมที่ส่งมานั้นจะได้รับการรับรองแบนด์วิดท์ต่ำที่สุดหรือไม่ ถ้าเฟรมมีทราฟฟิกส่งเกินแล้วทำให้เกิดความคับคั่ง สวิตช์ต้องทิ้งเฟรมนั้น ดังนั้นในการสร้างสวิตช์ตาม GFR.1 จะมีความยุ่งยากกว่า GFR.2 งานวิจัยนี้พิจารณาหลักการสร้างบริการ GFR ตาม GFR.2

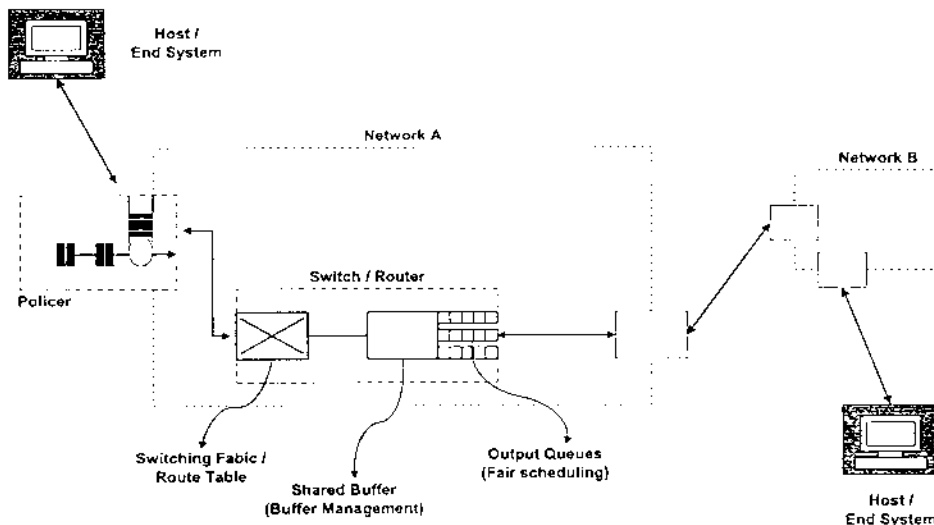
### 2.3 การออกแบบสำหรับสร้างการรับรองอัตราเฟรมต่ำที่สุด

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

1. การแท็ก (Tagging) เป็นการระบุเฟรมที่ปฏิบัติไม่ถูกต้องก่อนเข้าไปในโครงข่าย (การ กำหนดบิต CLP เป็น 1) รูปแบบของการแท็กนี้โดยปกติจะกระทำเมื่อมีแหล่งกำเนิดต่อเข้ากับโครงข่ายและใช้อัลกอริทึม F-GCRA ในการตัดสินใจ รูปที่ 2.15 แสดงตำแหน่งของตัวตรวจทราฟฟิกซึ่งแท็ก ข้อมูล

เพื่อจัดเตรียมอัตราการบริการต่ำที่สุดในโครงข่าย สำหรับการบริการในโครงข่ายที่มีการแตก ในระดับช่องสัญญาณเสมือน (per Virtual Channel หรือ per VC) โครงข่ายจะจัดการส่งข่าวสารผ่านช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่อง และแตกเฟรมในช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่องซึ่งมีข้อตกลงแตกต่างกัน ทำให้ความซับซ้อนขององค์ประกอบในโครงข่ายเพิ่มขึ้น (ตามปริมาณผู้ใช้ที่มีการต่อ) การแตกทำให้สามารถแยกทราฟฟิกที่ปฏิบัติตามกฎและปฏิบัติไม่ถูกต้องของช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่องได้

2. การจัดการบัฟเฟอร์ (Buffer Management) ปกติกระทำที่องค์ประกอบของโครงข่าย เช่น สวิตช์หรือเราเตอร์ เป็นการควบคุมจำนวนของเฟรมที่เข้าไปในบัฟเฟอร์ของสวิตช์หรือเราเตอร์ ในการแบ่งบัฟเฟอร์นั้นช่องสัญญาณเสมือนหลายช่องจะใช้บัฟเฟอร์ร่วมกัน ดังนั้นการจัดการบัฟเฟอร์ในระดับช่องสัญญาณเสมือนจะใช้การควบคุมการครอบครองบัฟเฟอร์ของช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่อง เช่น ใช้ per VC Accounting [5] เพื่อรักษาการครอบครองบัฟเฟอร์ของช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่อง รูปที่ 2.15 แสดงตำแหน่งการจัดการบัฟเฟอร์ในเส้นทางการต่อ ตัวอย่างแบบแผนการจัดการบัฟเฟอร์ในช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่อง เช่น Selective Drop และ Fair Buffer Allocation [8,13]



รูปที่ 2.15 ตำแหน่งของตัวตรวจทราฟฟิก (Traffic Policer) การจัดการบัฟเฟอร์ (Buffer Management) และการจัดคิวขาออกของสวิตช์ (Output Queues)

3. การจัดคิว (Queuing) หรือตาราง (Scheduling) การออกจากสวิตช์ของเฟรม ตำแหน่งของการจัดคิวดังแสดงในรูปที่ 2.15 การจัดคิวใช้ในการจัดเตรียมการรับรองอัตราส่งที่ทางออกของสวิตช์ ขณะที่การแตกและการจัดการบัฟเฟอร์ทำการควบคุมเฟรมที่เข้ามาในองค์ประกอบโครงข่าย ตารางเวลาการออกจะทำการจัดคิวของเฟรมว่าจะให้ออกไปยังฮอปต่อไปอย่างไร สำหรับการจัดคิวแบบ FIFO (First In First Out) จะไม่สามารถแยกเฟรมออกจากช่องสัญญาณเสมือนต่างๆ ที่ทางออกสวิตช์ได้ แต่สามารถ

ออกไปยังฮอปถัดไปได้เลย โดยการออกของเฟรมจะเรียงลำดับตามการเข้ามาในบัฟเฟอร์ แต่สำหรับการจัดคิวแบบ per VC Queuing [6] จะต้องมีการแยกคิวของช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่องในบัฟเฟอร์ กลไกของตารางการจัดคิวจะสามารถเลือกระหว่างคิวของเฟรมตามตารางเวลากำหนดได้ ตัวอย่างการจัดคิวแบบ per VC Queuing เช่น iFS (Iterative fair scheduling) RR (Round-Robin) และ WRR (Weighted Round Robin) [11]

### 3. การควบคุมความคับคั่งและการส่งข้อมูลของ TCP

ในปัจจุบันการส่งข้อมูลต่างๆ เช่น NFSv3 (Network File System version 3), X Window, FTP (File Transfer Protocol) เป็นต้นได้นำโปรโตคอล TCP มาใช้งานกันอย่างกว้างขวางเพื่อให้โครงข่ายมีความเชื่อถือได้ โดยนำโปรโตคอล TCP มาใช้ควบคุมการส่งข้อมูลและการควบคุมความคับคั่ง ทำให้โครงข่ายมีวิสัยสามารถและความเชื่อถือได้สูง ในหัวข้อนี้จะกล่าวถึงการควบคุมการส่งข้อมูลและกลไกการควบคุมความคับคั่งของ TCP แบบต่างๆ [14]

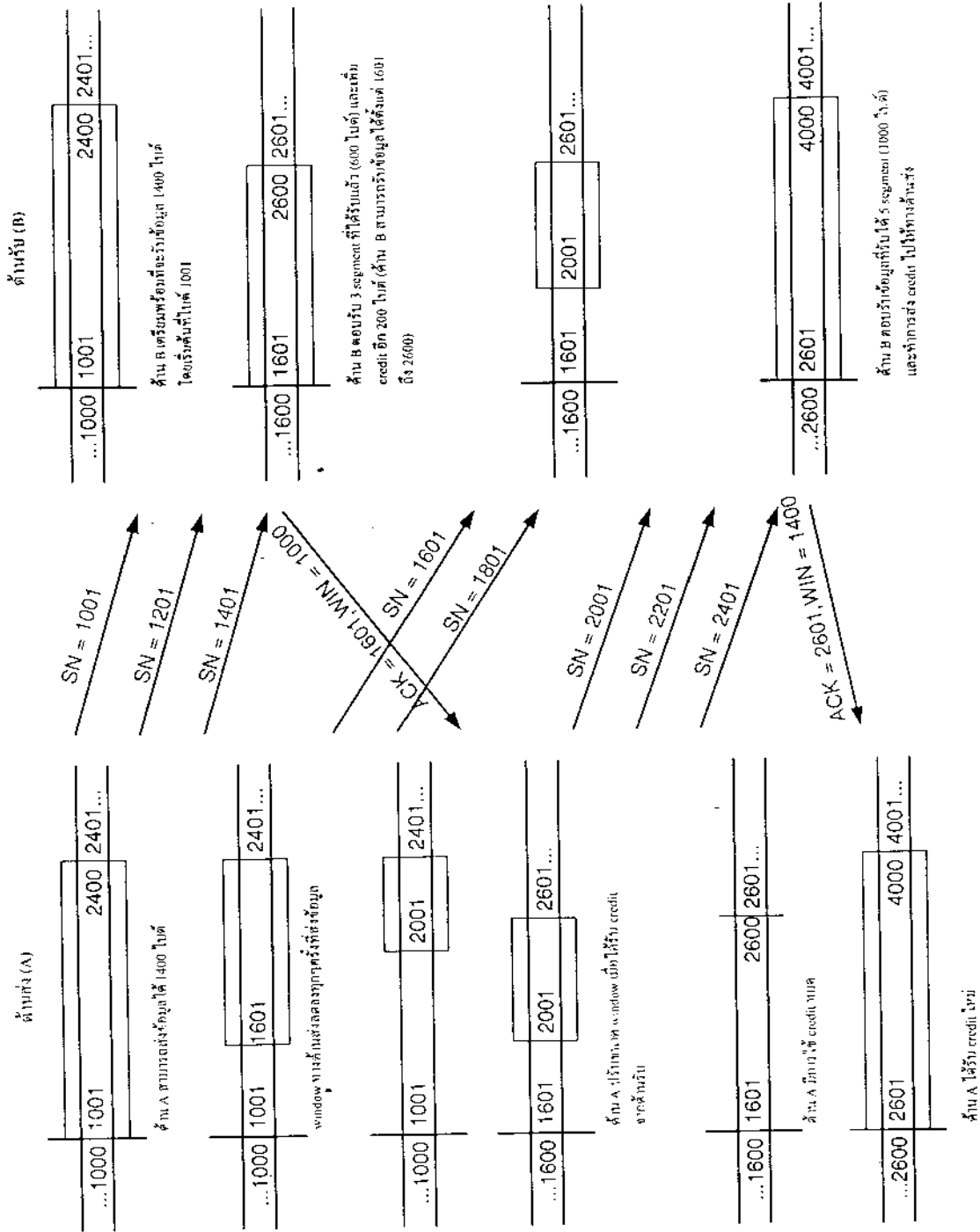
#### 3.1 การส่งข้อมูลของ TCP

โปรโตคอลโดยทั่วไปจะต้องมีการควบคุมการส่งข้อมูล โปรโตคอล TCP จะใช้กลไก Sliding Window เป็นตัวควบคุมการส่งข้อมูลซึ่งแตกต่างจากโปรโตคอลอื่นๆ 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 ต้นทางจะส่งไบต์แรกของ Sequence Number ลงในส่วนหัวของข้อมูล และต้นทาง TCP จะได้รับ Acknowledge (ACK) ซึ่งเป็นข่าวสารที่อยู่ในรูป (ACK = i, WIN = j) หมายความว่าทุกๆ ครั้งที่ปลายทางได้รับข้อมูลมีลำดับข้อมูลเป็น i-1 ปลายทางจะส่ง ACK เพื่อบอกว่า ข้อมูลลำดับต่อไปที่ต้นทางจะส่งคือ i มีการอนุญาตให้ทางด้านส่งเพิ่มขนาด Window (WIN) ของข้อมูลเป็น j ไบต์ ดังนั้นด้านส่งจะส่งข้อมูลจากลำดับ i ถึง i+j-1

รูปที่ 2.16 แสดงกลไกควบคุมการส่งข้อมูล โดยจะแสดงการส่งข้อมูลในทิศทางเดียวเท่านั้น และสมมติให้ส่งข้อมูล 200 ไบต์ในแต่ละ Segment เมื่อเริ่มต้นกระบวนการสร้างการต่อถึงกัน จะมีการชิงโครโนซ์ค่า Sequence Number ระหว่างด้านรับและด้านส่ง ทางด้านส่ง (A) จะตกลงให้ Credit Allocation ให้เป็น 1400 ไบต์และเริ่มส่งข้อมูลที่ลำดับ 1001 หลังจากส่งข้อมูลออกไป 3 Segment (600 ไบต์) Window จะมีการลดลงจนเหลือขนาด 800 ไบต์ (จำนวน 1601 จนถึง 2400) เมื่อปลายทาง (B) ได้รับข้อมูลทุกๆ ไบต์จนถึง 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) ดังนั้น ในขณะนี้ทางด้าน 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 จะส่ง ข่าวสาร 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) เมื่อได้รับ ข้อมูลแล้ว แต่อาจจะรอและ ส่ง ACK (Cumulative Acknowledge) สำหรับจำนวน Segment ที่เพิ่มขึ้น ทางด้านรับได้นำเอาวิธีเกี่ยวกับจำนวนข้อมูลที่อนุญาตให้ด้านส่งส่งได้มาใช้ โดยวิธีนี้จะยอมให้ส่ง Segment ใหม่ได้ก็ต่อเมื่อมีที่ว่างในบัฟเฟอร์เท่านั้น รูปที่ 2.16 แสดง Credit แรกที่ด้านรับส่งให้ด้านส่ง ซึ่งหมายความว่า ด้าน B มีขนาดบัฟเฟอร์ที่ใช้งานได้ 1000 ไบต์ และ Credit ที่สอง ด้าน B สามารถใช้งานได้ 1400 ไบต์

วิธีการควบคุมการส่งข้อมูลอาจจะเป็นการจำกัดค่าวิสัยสามารถสำหรับการขนส่งบนการต่อที่มีการประวิงมาก หากการเพิ่มวิสัยสามารถโดยทางด้านรับต้องมีที่ว่างในบัฟเฟอร์ของ Credit ที่อนุญาตให้เหมาะสม เช่น ถ้าบัฟเฟอร์ด้านรับเต็มแต่ควดหมายล่วงหน้าว่าสามารถลดบัฟเฟอร์ให้มีที่ว่างได้ 1000 ไบต์ ควรส่ง Credit = 1000 ในทันทีทันใด ถ้าด้านรับสามารถรับข้อมูลไว้ได้ก็จะเพิ่มวิสัยสามารถได้ ถ้าทางด้านส่งมีความเร็วในการส่งข้อมูลมากกว่าทางด้านรับบางครั้งอาจทำให้มีการทิ้ง Segment ไป และจำเป็นต้องมีการส่งข้อมูลใหม่ วิธีการควบคุมการไหลให้เหมาะสมจะทำให้โปรโตคอลนั้นมีความซับซ้อน



รูปที่ 2.16 กลไกควบคุมการส่งข้อมูล TCP

### 3.2 Slow Start และ Congestion Avoidance

พื้นฐานการควบคุมการส่งข้อมูล TCP ใช้กลไกของ Window โดยผู้ส่งจะมีตัวแปร CWND เพื่อควบคุมจำนวน Segment ที่เข้าไปในโครงข่าย ส่วนด้านผู้รับจะมีตัวแปร RCVWND 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 คือค่าโดยประมาณของความจุโครงข่ายขณะอยู่ในสถานะอ้อมตัว 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 2.17 (ก) ในระหว่างที่อยู่ในระยะ Slow Start ค่า CWND จะเพิ่มขึ้นทีละ 2 เท่าทุกๆ Round Trip Time โดยค่า Round Trip Time (RTT) ของ Connection คือเวลาดังแต่เริ่มส่งข้อมูลจนถึงต้นทางได้รับ 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

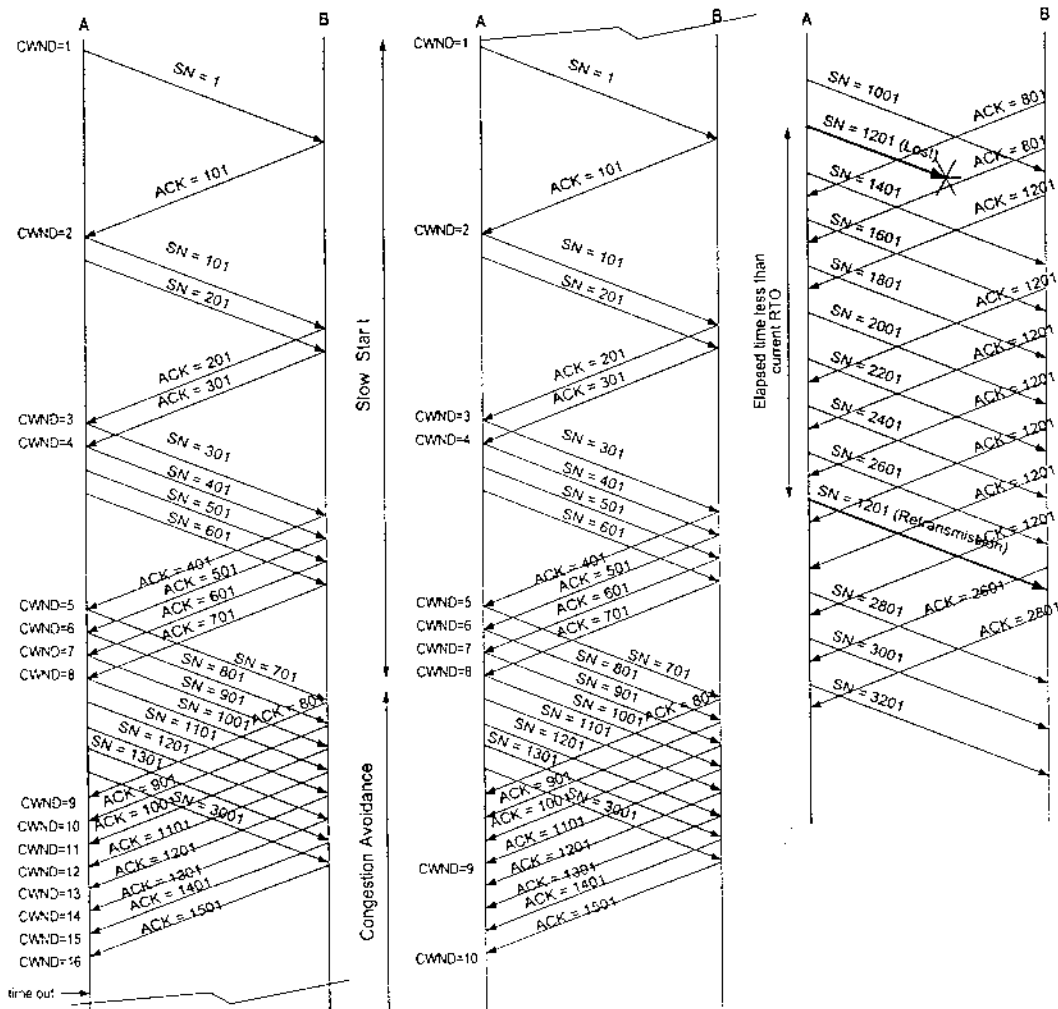
ถ้า TCP Connection มีการสูญเสียแพ็กเก็ต ปลายทางจะส่ง Duplicate ACK ของแพ็กเก็ตที่หายไป ต้นทางจะ Retransmit เนื่องมาจากการหมดเวลา (Timeout) เมื่อได้รับแพ็กเก็ตสุดท้ายที่ไม่ได้รับ ACK โดยค่าเวลา Timeout จะถูกเคลียร์ทุกๆ ครั้งที่ได้รับ ACK ของแพ็กเก็ตใหม่ ต้นทางรู้ว่าเกิดความคับคั่งเมื่อ Retransmission Timeout เกิดการ Trigger ต้นทางจะไม่ส่งแพ็กเก็ตใหม่เมื่อได้รับ Duplicate ACK โดยต้นทางรองนกว่าจะได้รับ ACK ใหม่หรือเกิดการ Timeout

เมื่อเกิด Timeout ขึ้น ต้นทางจะว่างหรือไม่ส่งข้อมูลประมาณ 1 Round Trip Time แพ็กเก็ตที่มีการ Timeout สมมติว่ามีการสูญเสียแพ็กเก็ตเนื่องมาจากความคับคั่ง ช่วงเวลาที่ว่างไม่ส่งข้อมูลจนถึงเวลา Timeout จะต้องเพียงพอที่จะให้ความคับคั่งถูกเคลียร์ออกไป เวลา Timeout ไม่ได้เป็นเพียง เครื่องบ่ง

บอกว่าเกิดความคับคั่งเท่านั้นเมื่อเกิดการ Trigger ยังจะเป็นเครื่องบอกให้แหล่งกำเนิดส่งข้อมูลใหม่อีกด้วย

เมื่อเกิดการ Timeout แล้ว แหล่งกำเนิดจะตั้งค่า Ssthresh ให้มีค่าเป็นครึ่งหนึ่งของ CWND โดยละเอียดแล้วค่า Ssthresh จะถูกตั้งไว้เป็น

$$Ssthresh = \max \left\{ 2, \min \left\{ \frac{CWND}{2}, RCVWND \right\} \right\} \quad (2.1)$$



(ก) Slow Start และ Congestion Avoidance

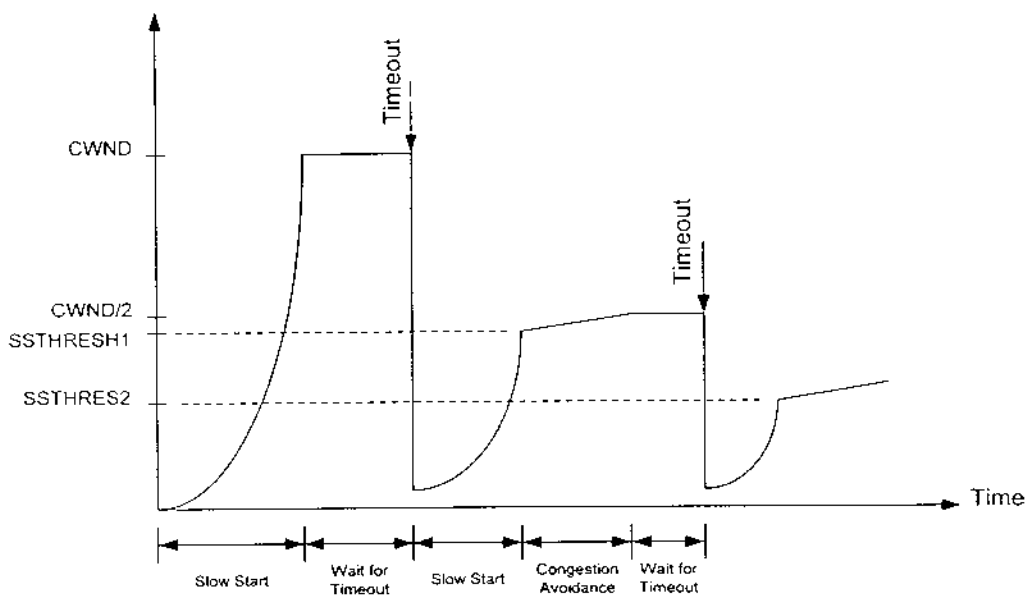
(ข) Fast Retransmit

รูปที่ 2.17 (ก) กลไก Slow Start และ Congestion Avoidance และ (ข) กลไก Fast Retransmit

เมื่อ  $CWND < SSTHRESH$  และแหล่งกำเนิดเข้าสู่ระยะ Slow Start แหล่งกำเนิดจะเริ่มการส่งข้อมูลใหม่ (Retransmit) และเพิ่ม CWND ทีละหนึ่งทุกๆครั้งที่แพ็กเกตใหม่ได้รับ ACK

ถ้ามีการสูญเสียแพ็กเกตหนึ่งแพ็กเกตและถ้าบัพเฟอร์ทางด้านรับไม่พอ ทางด้านส่งจะได้รับ Cumulative Acknowledgment และกู้ข้อมูลเดิมที่สูญเสียกลับมาจากความคับคั่ง ด้านส่งพยายามส่งข้อมูลใหม่ทุกแพ็กเกตโดยเริ่มต้นจากแพ็กเกตที่สูญเสีย ไม่ว่าจะกรณีใดๆ CWND จะเพิ่มขึ้นทีละหนึ่ง แพ็กเกตทุกๆครั้งที่ได้รับ ACK ถึงแม้ว่า CWND อาจจะเพิ่มหลังจาก Advertised Receiver Window (RCVWND) แต่ Window ของแหล่งกำเนิดก็ยังถูกจำกัดโดยค่าน้อยที่สุดของ Window ทั้งสอง การเปลี่ยนแปลงขนาด CWND เทียบกับเวลาแสดงในรูปที่ 2.18

โดยทั่วไป TCP จะใช้ค่า Retransmission Timeout เป็น 500 ms แหล่งกำเนิด TCP จะประมาณค่า Round Trip Time (RTT) ของ Connection โดยการวัดเวลา (จำนวนเครื่องหมายของ Timer) ระหว่างการส่งแพ็กเกตจนถึงได้รับ ACK ของแพ็กเกตนั้นกลับมา Retransmission Timeout ถูกคำนวณเป็นฟังก์ชันโดยประมาณของค่าเฉลี่ยและค่า Mean-Deviation ของ RTT [14] เมื่อมีการสูญหายเนื่องมาจากความคับคั่ง เพราะ TCP Timer มีค่าหยาบจึงทำให้มีการสูญเสียเวลาขณะที่ Retransmission Timeout รอการ Trigger ก่อนแหล่งกำเนิดส่งข้อมูลออกไปเป็นจำนวนตามที่ Window อนุญาตให้ส่งได้และแหล่งกำเนิดจะไม่ยอมส่งข้อมูลใหม่เมื่อได้รับ Duplicate ACK เมื่อ Retransmission Timeout มีการ Trigger เกิดขึ้น Connection นั้นก็เข้าสู่ระยะ Slow Start ซึ่งก็เป็นผลให้ขยายเชื่อมโยงอาจว่างเป็นระยะเวลานานได้และทำให้มีการใช้งานต่ำ



รูปที่ 2.18 กราฟ Congestion Window (CWND) ขณะ Slow Start และ Congestion Avoidance

พฤติกรรมการควบคุมความคับคั่งของ TCP ที่กล่าวมาแล้วนั้นเรียกว่า “Vanilla TCP” หลายๆ ครั้งได้มีงานวิจัยที่เสนอการแก้ไข Vanilla TCP [3,14] บางครั้งก็ได้มีการนำงานวิจัยกำหนดเป็นมาตรฐาน



โดย IETF (Internet Engineering Task Force) งานวิจัยนี้สนใจพื้นฐานของ TCP ที่ได้มีการแก้ไขเป็นหลัก ในหัวข้อต่อไปเป็นการแก้ไขมาตรฐาน TCP เพิ่มขึ้นได้แก่ TCP Reno จะมีการเพิ่มกลไก Fast Retransmission และ Recovery นอกจากนี้ยังมี SACK TCP ซึ่งเพิ่มข่าวสารเกี่ยว Sequence Number บน TCP Reno

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

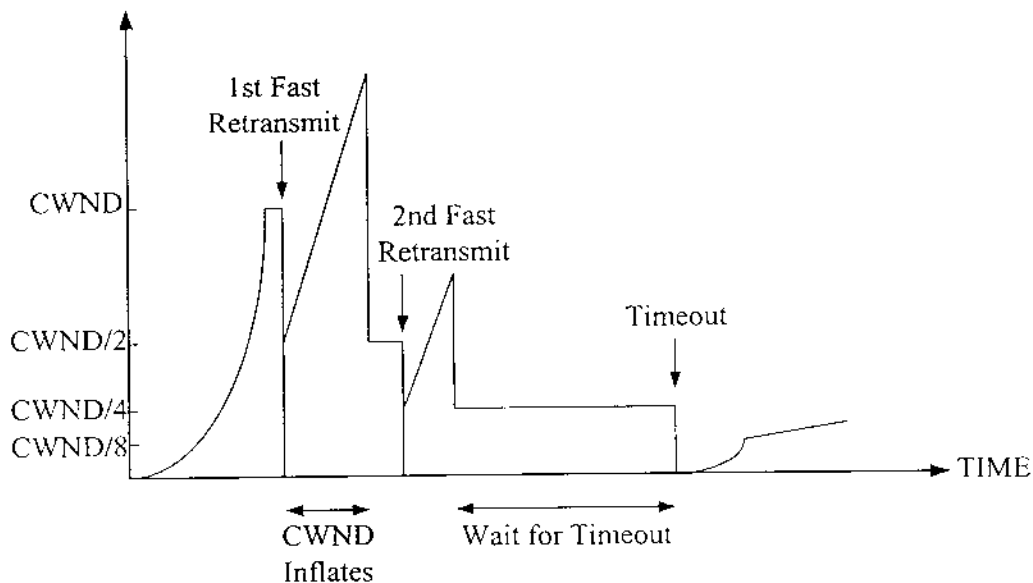
TCP Reno มีการเพิ่มเติมในส่วนการควบคุมความคับคั่งซึ่งเรียกว่า Fast Retransmit and Recovery (FRR), Fast Retransmit และ Fast Recovery ถูกออกแบบมาเพื่อปรับปรุงสมรรถนะ TCP เมื่อมีการสูญเสียเพียงหนึ่งแพ็กเก็ต ปัจจุบันค่า Retransmission Timeout ของ TCP จะใช้ Timer เป็น 500 ms เมื่อเกิดความคับคั่ง TCP Connection จะสูญเสียเวลาขณะรอ Timeout ในรูปที่ 2.18 แทนนอนแสดงเวลาที่สูญเสียขณะรอให้เกิด Timeout ในช่วงเวลานี้ TCP จะไม่ทำการส่งแพ็กเก็ตใหม่หรือส่งแพ็กเก็ตที่สูญเสียใหม่ อย่างไรก็ตามเมื่อเกิด Timeout ค่า CWND จะตั้งให้เป็น 1 Segment จะเห็นว่า Connection มีการใช้โครงข่ายอย่างมีประสิทธิภาพก็ต่อเมื่อผ่านไปหลายๆ Round Trip Time แล้ว TCP Reno มีอัลกอริทึม Fast Retransmit และ Recovery เพื่อทำให้ Connection มีการนำแพ็กเก็ตที่สูญเสียกลับมาอย่างรวดเร็ว

เมื่อ Segment ถูกครอบงำในโครงข่าย (แพ็กเก็ตสูญหาย) ทำให้ Segment ที่มาถึงผู้รับลำดับถัดมาเป็น Out-Of-Order Segment และผู้รับต้องส่ง Immediate ACK เพื่อบอก Sequence Number ของ Segment ที่ผิดพลาดนี้ เมื่อต้นส่งได้รับ 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

ต้นส่งจะทำการลด CWND ลงครึ่งหนึ่งบวกด้วย 3 Segment (ที่บวกด้วย 3 Segment เพราะเป็นจำนวน Segment ที่ออกจากโครงข่ายแล้วปลายทางรับได้) และเก็บค่านี้ไว้ใน SSTHRESH แต่ครั้งที่ได้รับ 3 Duplicate ACK ส่วนทางด้านส่งจะขยาย CWND ที่ละหนึ่งและพยายามที่จะส่งแพ็กเก็ตใหม่ ทุกครั้งที่ได้รับ ACK ด้านส่งจะรอจนถึงครึ่งหนึ่งของ Round Trip Time ก่อนที่จะส่งข้อมูลหนึ่งแพ็กเก็ตใหม่สำหรับแต่ละครั้งที่ได้รับ Duplicate ACK หลังจากนั้น ผลก็คือในระหว่างเกิดความคับคั่ง ต้นส่งยังคงรักษาการส่งข้อมูลเข้าไปในโครงข่ายไว้ที่ครึ่งหนึ่งของความจุขณะทำการ 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 17 (ข) แสดงกระบวนการ Fast Retransmit โดยด้านส่งจะส่งจำนวนข้อมูล 200 ไบต์ต่อหนึ่ง Segment ซึ่งจากรูป Segment 1201 มีการสูญหาย ทางด้านต้นทาง (A) จะยังคงส่งข้อมูลอย่างต่อเนื่อง จนกว่าจะส่งข้อมูลครบตาม CWND ทางด้านรับ (B) ได้รับข้อมูล Segment 1001 (1001 จนถึง 1200 ไบต์) ก็จะส่ง ACK ของแพ็กเก็ตต่อไปคือ Segment 1201 จากนั้นทางปลายทางได้รับข้อมูล Segment 1401 (1401 จนถึง 1600 ไบต์) ด้านรับยังคงส่ง ACK ของ Segment 1201 ซ้ำทุกครั้งที่ได้รับ Segment ใหม่เข้ามาจนกระทั่งได้รับข้อมูล Segment 1201 จึงจะหยุดส่ง ในรูปที่ 2.19 แสดงกราฟ CWND ของ กลไก Fast Retransmit และ Recovery



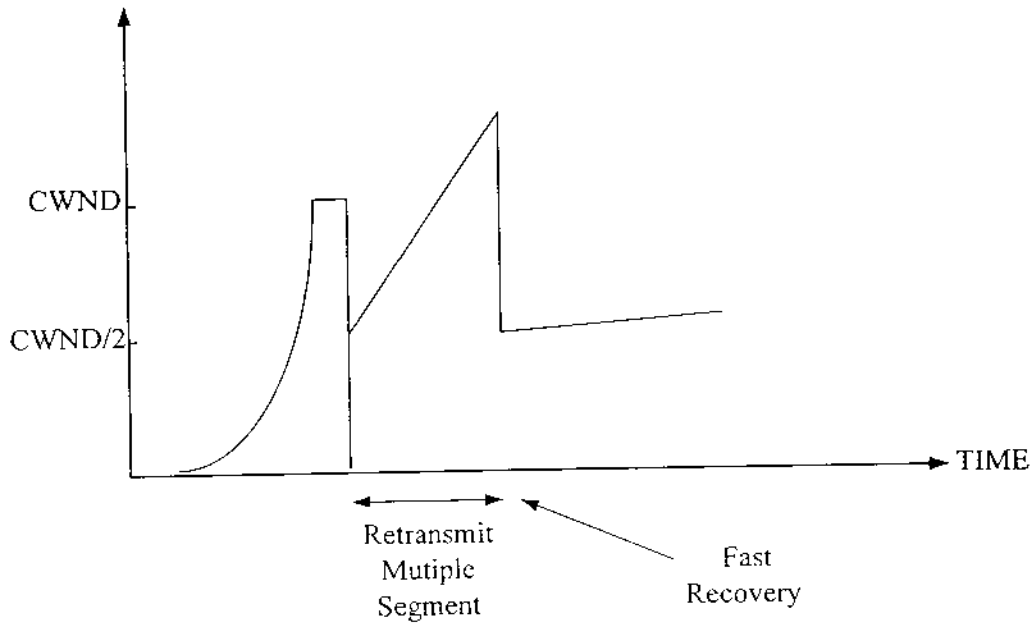
รูปที่ 2.19 Congestion Window ของกลไก Fast Retransmit and Recovery

### 3.4 Selective Acknowledgments (SACK TCP)

TCP Reno จะทำงานได้ดีเมื่อเกิดการสูญหายเพียงหนึ่งแพ็กเก็ต ถ้ามีแพ็กเก็ตสูญหายเป็นจำนวนมากในช่วงเวลาสั้นๆ ประสิทธิภาพการทำงานของ TCP Reno จะลดลง ดังรูปที่ 2.19 เมื่อแพ็กเก็ตสูญหายติดต่อกัน 3 แพ็กเก็ตจาก Window เดียวกัน ทำให้ผู้ส่ง TCP ต้องทำ Fast Retransmit ครั้งที่สองและหลังจาก Timeout ค่า Ssthresh จะเป็น  $CWND/8$  เป็นผลให้ Exponential Phase มีช่วงเวลาสั้น และการเพิ่ม CWND แบบเชิงเส้นเริ่มที่ Window เล็กมาก TCP จึงมีอัตราส่งข้อมูลต่ำมากและวิสัยสามารถลดลง

SACK TCP มีประสิทธิภาพในการค้นหแพ็กเก็ตที่สูญหายต่อเนื่องจำนวนมาก 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 จากหลักการ ทำงานของ SACK TCP นี้เอง ทำให้ผู้ส่งสามารถค้นหา Segment ต่างๆ ที่รีอไปไปใน 1 Round Trip Time ได้ รูปที่ 20 แสดงกลไก Selective Acknowledgment



รูปที่ 2.20 Congestion Window ของกลไก Selective Acknowledgment

#### 4. งานวิจัยที่เกี่ยวข้อง

บริการมัลติมีเดียแบ่งแยกกลไกการจัดการบัฟเฟอร์ในการจัดเตรียมอัตราต่ำที่สุดเพื่อรับรองให้แก่ช่องสัญญาณเสมือนเป็น 3 วิธีคือ วิธีแรกเป็นกลไกแบบง่าย ใช้การจัดการบัฟเฟอร์ที่มีช่องสัญญาณเสมือนเพียงช่องเดียว เช่น Double-EPD (Double-Early Packet Discard) [4] วิธีที่สองเป็นกลไกที่ต้องการการจัดการบัฟเฟอร์ในระดับช่องสัญญาณเสมือน เช่น Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting [7] และ DFBA (Differential Fair Buffer Allocation) [3] ทั้งสองวิธีที่กล่าวมาใช้การจัดคิวออกจากบัฟเฟอร์แบบ FIFO ส่วนวิธีที่สามใช้การแบ่งแยกบัฟเฟอร์ให้ช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่อง โดยมีจัดการบัฟเฟอร์แบบ per VC Accounting และจัดคิวออกจากบัฟเฟอร์แบบ per VC Queuing ทำให้เกิดความยุติธรรมในทางออก ทั้งสามวิธีจะพิจารณาจากพื้นฐานการแท็กของอัลกอริทึม F-GCRA ดังที่กล่าวมาแล้ว วิธีการจัดการบัฟเฟอร์ที่ใช้ในงานวิจัยนี้ เน้นการจัดคิวออกจากบัฟเฟอร์แบบ FIFO

การบริการแบบ GFR ในโครงข่าย ATM จะรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุดให้ผู้ใช้งาน และจำเป็นต้องนำเอา TCP มาใช้กับการบริการแบบ GFR เพื่อควบคุมความคับคั่งของโครงข่าย โดยโพรโทคอล TCP ได้ใช้ Window ในการควบคุมการส่งข้อมูลและควบคุมความคับคั่ง เพื่อลดข้อมูลที่สูญหาย และหลีกเลี่ยงความคับคั่ง จากผลงานวิจัยที่ผ่านมาได้วิเคราะห์ถึงสมรรถนะของ TCP บนบริการ UBR และ GFR โดยทั่วไปในทางปฏิบัติ TCP ที่ทำงานอยู่บนโครงข่าย ATM จะถูกจำกัดขนาดของบัฟเฟอร์จึงเป็นสาเหตุให้มีประสิทธิภาพและความยุติธรรม (Fairness) ในการส่งข้อมูลต่ำไปด้วย [4]

วิธีการทิ้งเซลล์ที่มีประสิทธิภาพสามารถปรับปรุงสมรรถนะของ TCP ได้ อัลกอริทึม Double-EPD สามารถปรับปรุงประสิทธิภาพของ TCP แต่ไม่สามารถปรับปรุงความยุติธรรมในการส่งข้อมูล [5] การปรับปรุงวิธีการทิ้งเซลล์ที่มีประสิทธิภาพกับโครงข่าย ATM เป็นการพัฒนาการบริการ GFR วิธีการหนึ่งเพื่อเป็นการปรับปรุงสมรรถนะของโพรโทคอล TCP

การเพิ่มวิธีการทิ้งเซลล์ในโครงข่ายทำให้การควบคุมการส่งข้อมูลจากต้นทางไปยังปลายทาง และการควบคุมความคับคั่งสามารถปรับปรุงสมรรถนะของ TCP บนบริการ GFR ส่วนกลไก Fast Retransmit และ Fast Recovery [14] ใช้เป็นกลไกเพิ่มจากกลไก Slow Start และ Congestion Avoidance เพื่อเอาข้อมูลที่สูญหายไปให้กลับคืนมาอย่างรวดเร็ว ถ้าข้อมูลสูญหายจำนวนมากใน 1 RTT กลไก Slow Start และ Congestion Avoidance จะไม่สามารถเอาข้อมูลกลับคืนมาได้ ดังนั้นในงานวิจัยนี้จึงใช้กลไก Selective Acknowledgement (SACK TCP) เพื่อนำข้อมูลที่สูญหายจำนวนมากกลับคืนมาอย่างรวดเร็ว

ในหัวข้อต่อไปจะเป็นการกล่าวถึงพฤติกรรมของ TCP บนบริการมัลติมีเดีย วิธีการจัดสรรบัฟเฟอร์แบบต่างๆ และเสนอการปรับปรุงสมรรถนะของ TCP โดยใช้วิธีการจัดสรรบัฟเฟอร์แบบ Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting ร่วมกับจุดเริ่มเปลี่ยนแบบพลวัต ซึ่งเทคนิคนี้จะเป็นวิธีการเลือกทิ้งเซลล์ (Selective Drop) แทนการทิ้งเซลล์แบบสุ่ม (Random) และจัดสรรแบนด์วิดท์ที่เหลือในโครงข่ายให้แก่ช่องสัญญาณเสมือนที่ต้องการส่งข้อมูลเกินส่วนแบ่งที่ยุติธรรม เพื่อเพิ่มวิสัยสามารถ

#### 4.1 ทราฟฟิก TCP บนบริการมัลติมีเดีย

เนื่องจากบริการ GFR มีการรับประกันการสูญหายของข้อมูลต่ำที่สุด จึงต้องนำโพรโทคอลชั้นบนมาใช้ควบคุมความคับคั่ง เช่น การควบคุมการไหลโดยใช้ Windows ใน TCP เพื่อลดอัตราส่วนการสูญหายของเซลล์ บริการ GFR ไม่สามารถรองรับ TCP ได้อย่างมีประสิทธิภาพ เนื่องจากถ้ามีเซลล์อย่างน้อยหนึ่งเซลล์สูญหาย แพ็กเก็ตทั้งหมดจะเป็นแพ็กเก็ตที่สูญหาย ฉะนั้นโพรโทคอลระดับ AAL จะส่งเซลล์นั้นใหม่ ดังนั้น R. Goyal [15] จึงได้เสนอการควบคุม Windows ของ TCP ด้วยการจัดการบัฟเฟอร์ของสวิตช์ในโครงข่ายเอทีเอ็มที่มีการจัดคิวขาออกแบบ FIFO วิสัยสามารถ (Throughput) ของ TCP สามารถควบคุมได้จากการควบคุม Windows ตามความคับคั่ง โดยควบคุมการเซตจุดเริ่มเปลี่ยนของ

บัฟเฟอร์ของสวิตช์ในโครงข่ายเอทีเอ็มเพื่อทิ้งแพ็กเก็ต เป็นการควบคุมการครอบครองบัฟเฟอร์ซึ่งมีวิสัย  
สามารถของ TCP ขึ้นกับเซลล์แรกของแพ็กเก็ตที่มาถึงบัฟเฟอร์และไม่ขึ้นกับจำนวนเซลล์ทั้งหมดของ  
แพ็กเก็ต ทำให้การใช้ประโยชน์ของบัฟเฟอร์สูง โดยความสัมพันธ์ระหว่างระดับจุดเริ่มเปลี่ยนใน  
บัฟเฟอร์ที่มีการจัดคิวขาออกแบบ FIFO กับค่าวิสัยสามารถของ TCP ดังแสดงในสมการที่ (2.2)

$$\mu_i = \frac{x_i}{x} \mu \quad (2.2)$$

โดยที่  $\mu$  และ  $\mu_i$  คือวิสัยสามารถโดยรวมและวิสัยสามารถของช่องสัญญาณเสมือนที่  $i$   
ตามลำดับส่วน  $x$  และ  $x_i$  เป็นผลรวมของระดับการครอบครองบัฟเฟอร์ของช่องสัญญาณเสมือนทุก  
ช่องและระดับการครอบครองบัฟเฟอร์ของช่องสัญญาณเสมือนที่  $i$  ตามลำดับ ซึ่งระดับการครอบครอง  
บัฟเฟอร์นี้ถือว่าเป็นระดับจุดเริ่มเปลี่ยนที่กำหนดขึ้นเพื่อจำกัดจำนวนแพ็กเก็ตที่ช่องสัญญาณเสมือนแต่ละ  
ช่องครอบครองบัฟเฟอร์ได้ จากผลการจำลองแบบในบทความ [15] พบว่าถ้าเซตจุดเริ่มเปลี่ยนให้มีค่า  
สูงเกินไปจะทำให้เซลล์มีการประวิงในบัฟเฟอร์มากขึ้นและเป็นสาเหตุให้แหล่งกำเนิด TCP เกิด Timeout  
ได้ แต่ถ้าเซตจุดเริ่มเปลี่ยนมีค่าต่ำมาก จะทำให้มีอัตราส่วนการสูญหายสูงและแหล่งกำเนิด TCP ไม่  
เสถียร เป็นผลให้เกิด Timeout นอกจากนั้นการครอบครองบัฟเฟอร์ต่ำยังส่งผลให้การใช้ประโยชน์ของ  
โครงข่ายต่ำด้วย ดังนั้นการจัดการบัฟเฟอร์ของสวิตช์ในโครงข่ายเอทีเอ็มที่ดีจะสามารถเพิ่มค่าวิสัย-  
สามารถให้ TCP ได้

เมื่อ TCP ถูกใช้กับการบริการมัลติมีเดีย เมื่อเซลล์ถูกทิ้งในชั้น ATM Layer, TCP จะมีการกู้  
แพ็กเก็ตที่ถูกทิ้งไปใหม่โดยใช้กลไกควบคุมความคับคั่งของ TCP เอง เมื่อ ATM สวิตช์มีการจำกัดขนาด  
บัฟเฟอร์ เซลล์ที่ถูกทิ้งหนึ่งเซลล์ที่ระดับเซลล์ ATM จะมีผลให้แพ็กเก็ตในระดับ TCP ถูกทิ้งด้วย [3]  
ปรากฏการณ์นี้เป็นผลทำให้วิสัยสามารถ (Throughput) ต่ำและไม่มีควมยุติธรรมในการส่งข้อมูลของแต่ละ  
TCP Connections เมื่อมีเซลล์ถูกทิ้งออกไป ที่ปลายทางจะทำการทิ้งแพ็กเก็ตทั้งหมด ดังนั้น TCP ก็จะมี  
หมดเวลา (Timeout) และทำการส่งแพ็กเก็ตทั้งหมดใหม่ การที่วิสัยสามารถของ TCP ต่ำเนื่องมาจากมีการ  
สูญเสียเวลาในการรอ Timeout และการส่งแพ็กเก็ตที่ผ่านมาใหม่ ค่าวิสัยสามารถของ TCP มีค่าสูงที่สุดก็  
คือเมื่อสวิตช์มีขนาดบัฟเฟอร์ที่เพียงพอโดยที่ TCP ไม่มีการสูญเสียแพ็กเก็ต อย่างไรก็ตาม เมื่อมีการจำกัด  
ขนาดบัฟเฟอร์ ค่าวิสัยสามารถของ TCP และความยุติธรรมบนการบริการมัลติมีเดียสามารถที่จะถูก  
ปรับปรุงได้ด้วยการจัดสรรบัฟเฟอร์ให้เหมาะสม

การจัดสรรบัฟเฟอร์เป็นการควบคุมจำนวนแพ็กเก็ตจากช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่อง (GFR  
VC) เข้าไปในบัฟเฟอร์ขาออก วิธีการจัดสรรบัฟเฟอร์ในโครงข่ายจะตัดสินใจว่าเซลล์แต่ละเซลล์ของ  
ช่องสัญญาณเสมือนที่มาถึงบัฟเฟอร์จะถูกส่งไปเข้าคิวในบัฟเฟอร์หรือถูกทิ้งออกไป เมื่อพอร์ตขาออก

ได้รับแพ็กเก็ต Queuing Algorithm จะเลือกแพ็กเก็ตให้เข้าคิวอย่างเหมาะสมและอัลกอริทึมการจัดสรร บัฟเฟอร์จะเป็นการเลือกคิวของแพ็กเก็ตนั้นจะถูกเข้าคิวที่บัฟเฟอร์ขาออกหรือทิ้งแพ็กเก็ตนั้นออกไป

ส่วนต่อไปของงานวิจัยนี้จะกล่าวถึงวิธีการจัดสรรบัฟเฟอร์ในแบบต่างๆ เช่น วิธี Double Early Packet Discard (Double-EPD), วิธี Double-Early Packet Discard with per VC accounting (Double-EPD with per VC Accounting), วิธี Difference Fair Buffer Allocation (DFBA) และปัญหาที่พบ

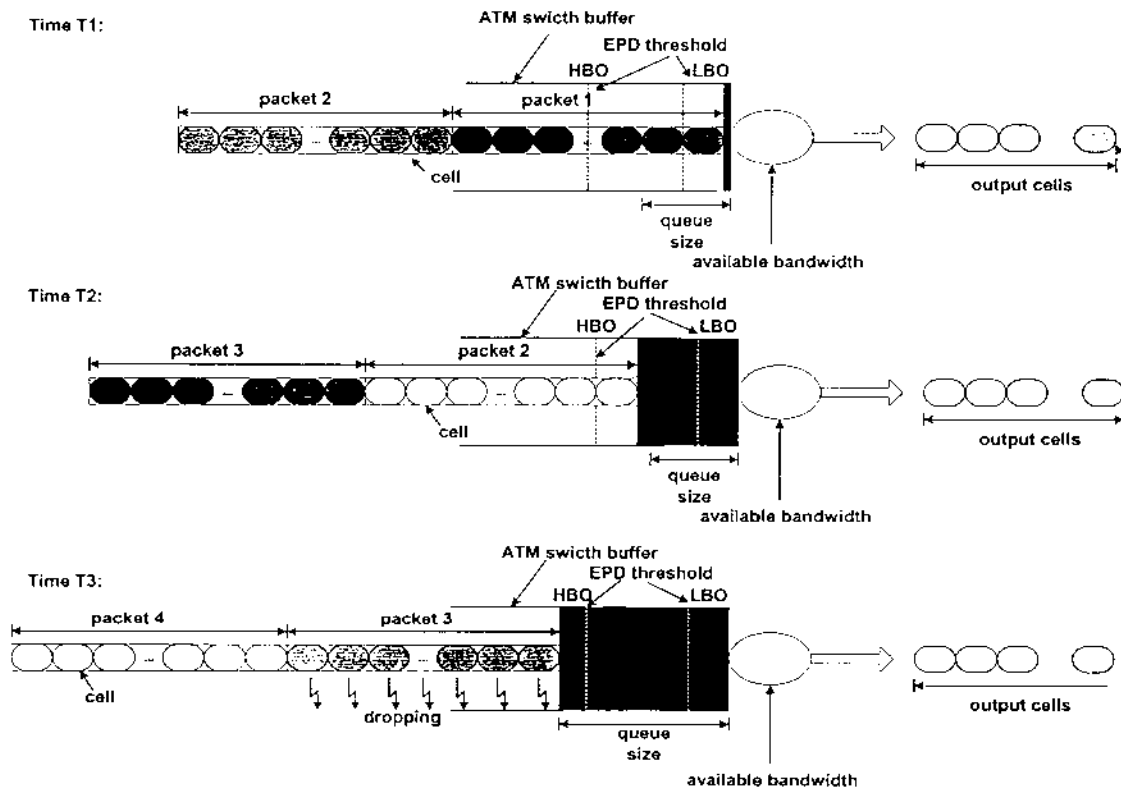
#### 4.2 อัลกอริทึม Double-EPD (Double Early Packet Discard)

เมื่อบัฟเฟอร์เต็มเนื่องจากเกิดความคับคั่งในโครงข่าย เซลล์ที่เข้ามาในบัฟเฟอร์จะถูกทิ้งและการทิ้งเซลล์จะขึ้นอยู่กับแต่ละแพ็กเก็ตและเซลล์แรกของแพ็กเก็ต ถ้าเซลล์แรกในแพ็กเก็ตถูกทิ้ง ปลายทางจะไม่ได้รับแพ็กเก็ตและไม่สามารถสร้างแพ็กเก็ตนี้ใหม่ได้ แต่จะใช้การส่งใหม่ที่แหล่งกำเนิดทำให้แพ็กเก็ตที่ไม่สมบูรณ์ไม่ถูกส่งออกไปและแบนด์วิดท์ของสายเชื่อม โยงมีการใช้งานดีขึ้น

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 เซลล์ลำดับรองลงมาของแพ็กเก็ตนี้จะไม่ถูกทิ้งนอกจากบัฟเฟอร์ล้นเท่านั้น สำหรับจุดเริ่มเปลี่ยน LBO กำหนดไว้เพื่อขีดจำกัดของการยอมรับแพ็กเก็ตที่ไม่สมควรได้รับการรับรองบริการหรือแพ็กเก็ตที่ถูกทิ้ง ถ้าเซลล์แรกของแพ็กเก็ตที่ไม่สมควรได้รับการรับรองบริการเกินจุดเริ่มเปลี่ยน LBO แพ็กเก็ตนี้ต้องถูกทิ้ง แต่ถ้าการครอบครองบัฟเฟอร์ต่ำกว่าจุดเริ่มเปลี่ยน LBO ทุกแพ็กเก็ต (ทั้งแพ็กเก็ตที่ได้รับการรับรองบริการและไม่ได้การรับรองบริการ) ที่มาถึงจะถูกยอมรับให้เข้ามาในบัฟเฟอร์เพื่อเพิ่มประสิทธิภาพการใช้ประโยชน์ของบัฟเฟอร์ และเพิ่มค่าวิสัยสามารถให้โครงข่าย แต่ด้านเซลล์บางเซลล์ในแพ็กเก็ตถูกทิ้ง ปลายทางจะไม่ได้รับแพ็กเก็ตและไม่สามารถสร้างแพ็กเก็ตใหม่ได้ ต้องใช้การส่งใหม่ที่แหล่งกำเนิด ทำให้สิ้นเปลืองแบนด์วิดท์ในการส่งแพ็กเก็ตใหม่ นอกจากนี้ Double-EPD ยังไม่สามารถจัดสรรแบนด์วิดท์ได้ยุติธรรมเมื่อช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่องมีการแย่งแบนด์วิดท์เพื่อนำมาใช้งาน

รูปที่ 2.21 แสดงการทำงานของอัลกอริทึม Double-EPD ที่สวิตช์ ATM ขณะเวลา T1 แพ็กเก็ตที่ 1 มาถึงบัฟเฟอร์ โดยความยาวคิวมีค่าต่ำกว่าจุดเริ่มเปลี่ยน LBO แพ็กเก็ตที่ 1 จะถูกรับเข้าไปในบัฟเฟอร์ เมื่อแพ็กเก็ตที่ 2 มาถึงบัฟเฟอร์ขณะเวลา T2 ความยาวคิวมีค่าสูงกว่าจุดเริ่มเปลี่ยน LBO และต่ำกว่าจุดเริ่มเปลี่ยน HBO ถ้าแพ็กเก็ตที่ 2 นี้มีบิต CLP เป็น 0 เซลล์แรกในแพ็กเก็ตที่ 2 จะไม่ถูกทิ้ง ฉะนั้นแพ็กเก็ตที่ 2 นี้จะไม่ถูกทิ้งที่สวิตช์ถึงแม้ว่าความยาวคิวในบัฟเฟอร์จะมากเกินกว่าจุดเริ่มเปลี่ยน HBO ก็ตาม แต่ถ้า

แพ็กเก็ตที่ 2 เป็นแพ็กเก็ตที่มีบิต CLP เป็น 1 แพ็กเก็ตนี้จะถูกทิ้งเพื่อไม่ให้เกิดความไม่ยุติธรรม เมื่อแพ็กเก็ตที่ 3 มาถึงบัฟเฟอร์ช่วงเวลา T3 แพ็กเก็ตที่ 3 จะถูกทิ้งเพราะว่าความยาวคิวในบัฟเฟอร์มากกว่าจุดเริ่มเปลี่ยน HBO ดังนั้นทุกครั้งที่มีการเข้ามาใหม่ที่สวิตช์ สวิตช์จะทำการตรวจสอบว่าเซลล์นั้นเป็นเซลล์แรกของแพ็กเก็ตหรือไม่ ถ้าเซลล์ที่เข้ามาใหม่ไม่ได้เป็นเซลล์แรกของแพ็กเก็ต สวิตช์ก็จะตรวจสอบว่าแพ็กเก็ตนี้ถูกรับเข้ามาที่สวิตช์ก่อนหน้านี้แล้วหรือไม่ ถ้าเคยรับเข้ามาในบัฟเฟอร์แล้วก็จะยอมรับเซลล์ที่เข้ามาใหม่อีก ถ้าเป็นเซลล์แรกของแพ็กเก็ต สวิตช์ก็จะดูว่าสภาพขณะนั้นความยาวคิวในบัฟเฟอร์ของสวิตช์มากกว่าระดับจุดเริ่มเปลี่ยน LBO หรือ HBO แล้วหรือไม่ และเป็นเซลล์ที่ถูกแท็ก (บิต CLP เป็น 1) หรือไม่ ถ้าความยาวคิวยังไม่ถึงระดับจุดเริ่มเปลี่ยน LBO ก็จะรับเซลล์ที่เข้ามาใหม่นั้นเข้าไปในบัฟเฟอร์ แต่ถ้าความยาวคิวในสวิตช์มากกว่าจุดเริ่มเปลี่ยน LBO แล้วสวิตช์ก็จะทำการทิ้งเซลล์ที่มีบิต CLP เป็น 1 ออกไปและเซลล์อื่นๆ ของแพ็กเก็ตนี้ที่จะตามมาอีกก็จะถูกทิ้งออกไปด้วย ส่วนเซลล์ที่มีบิต CLP เป็น 0 ก็จะรับเข้ามาจนกว่าความยาวคิวจะเกิน HBO เซลล์ที่มีบิต CLP เป็น 0 จึงถูกทิ้ง



รูปที่ 2.21 อัลกอริทึม Double-EPD

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

วิธีการ Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting สามารถปรับปรุงความยุติธรรม โดยการเพิ่มจุดเริ่มเปลี่ยนเพื่อแบ่งส่วนที่ยุติธรรม (Fair Share) ให้ช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่องและป้องกันช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่องไม่ให้มีการครอบครองเกินระดับส่วนแบ่งที่ยุติธรรมของบัพเฟอร์ 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) ใดอยู่ในบัพเฟอร์ 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  $\overline{Th}_{clp1}$  กำหนดให้เป็นดังนี้

$$\overline{Th}_{clp1} = K \times Q_{clp1} \times W \quad (2.3)$$

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

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

$$\overline{Th}_{clp0} = K \times Q_{clp0} \times W \quad (2.4)$$

ระดับ  $\overline{Th}_{clp1}$  และ  $\overline{Th}_{clp0}$  คือค่าเฉลี่ยการครอบครองบัพเฟอร์ของกลุ่มเซลล์ที่มีบิต 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

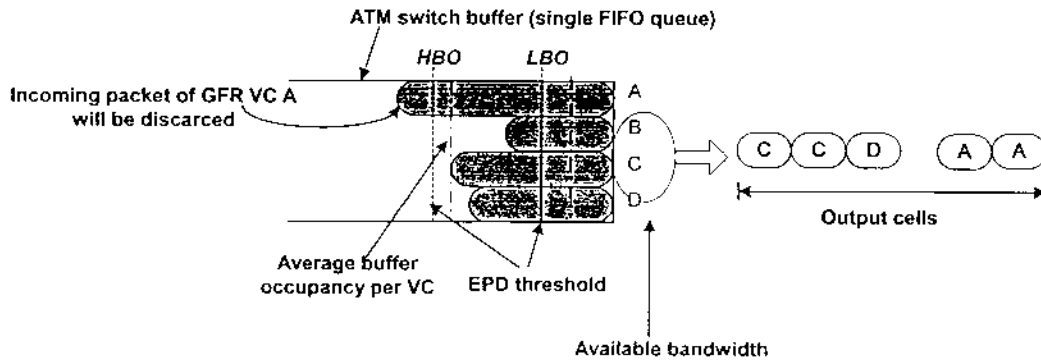
แพ็กเกตที่เข้ามาใหม่ที่สวิตช์จะไม่ถูกทิ้งออกไปเมื่อเซลล์แรกของแพ็กเกตเข้ามาที่สวิตช์แล้วขณะนั้นความยาวคิวต่ำกว่าระดับจุดเริ่มเปลี่ยน *LBO* หรือจำนวนเซลล์ของช่องสัญญาณเสมือนนั้นน้อยกว่าระดับ Fair Share (เซลล์ที่มีบิต CLP=1 พิจารณาจุดเริ่มเปลี่ยน  $\overline{Th}_{clp1}$  และเซลล์ที่มีบิต CLP=0



พิจารณาจุดเริ่มเปลี่ยน  $\overline{Th}_{cp0}$ ) ถ้าเซลล์แรกของแพ็กเก็ตไม่ถูกทิ้งออกไปจากสวิตช์แล้วเซลล์อื่นๆ ของแพ็กเก็ตนี้ก็จะสามารถเข้าไปในสวิตช์ได้โดยไม่ถูกทิ้งเหมือนกันถึงแม้ว่าความยาวคิวในบัฟเฟอร์มากเกินกว่าระดับจุดเริ่มเปลี่ยน LBO หรือ HBO แล้วก็ตาม ดังนั้นการตั้งค่าของจุดเริ่มเปลี่ยนจะต้องตั้งให้เหมาะสมเหมือนกับอัลกอริทึม Double-EPD ไม่เช่นนั้นจะเกิดปัญหาแพ็กเก็ตไม่สมบูรณ์ขึ้นในโครงข่าย แต่ถ้าเซลล์แรกของแพ็กเก็ตถูกทิ้งเซลล์อื่นๆของแพ็กเก็ตนี้ก็จะถูกทิ้งออกไปด้วยถึงแม้ว่ามีที่ว่างในบัฟเฟอร์ของสวิตช์ก็ตาม อัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting เป็นอัลกอริทึมที่ปรับปรุงขึ้นจากอัลกอริทึม Double-EPD ฉะนั้นโดยหลักการส่วนใหญ่แล้วจะคล้ายคลึงกับอัลกอริทึม Double-EPD แต่จะมีระดับ Fair Share เพิ่มขึ้นมาเพื่อช่วยแก้ปัญหาความไม่ยุติธรรม

รูปที่ 2.22 แสดงการทำงานของอัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting ถ้าช่องสัญญาณเสมือน A (GFR VC A) มีแพ็กเก็ตเข้ามา แพ็กเก็ตจะถูกทิ้งเมื่อช่องสัญญาณเสมือน A ครอบครองบัฟเฟอร์มากกว่าส่วนแบ่งที่ยุติธรรม และการครอบครองบัฟเฟอร์ทั้งหมดเกินจุดเริ่มเปลี่ยน EPD โดย AAL5-PDUs CLP=1 ถูกทิ้งเมื่อการครอบครองบัฟเฟอร์ทั้งหมดเกิน LBO และ AAL5-PDUs CLP=1 ของ GFR VC นั้นๆ เกินจำนวน AAL5-PDUs CLP=1 ทั้งหมดในบัฟเฟอร์ที่ถ่วงน้ำหนักตาม MCR ส่วน AAL5-PDUs CLP=0 ถูกทิ้งเมื่อการครอบครองบัฟเฟอร์ทั้งหมดเกิน HBO และ AAL5-PDUs CLP=0 ของ GFR VC นั้นๆ เกินจำนวน AAL5-PDUs CLP=0 ทั้งหมดใน บัฟเฟอร์ที่ถ่วงน้ำหนักตาม MCR ทำให้ต้องส่งแพ็กเก็ตใหม่จากกลไก TCP และช่องสัญญาณเสมือน A ที่เข้ามาใหม่จะส่งช้าลง เป็นผลให้เซลล์ถูกครีโปกในเวลาถัดมา และเป็นไปได้ว่าช่องสัญญาณเสมือน A จะมีจำนวนเซลล์น้อยที่สุดในบัฟเฟอร์ของสวิตช์และมีโอกาสน้อยที่สุดที่จะถูกทิ้ง หมายความว่าช่องสัญญาณเสมือนที่มีการครอบครองบัฟเฟอร์มากเกินไปอาจถูกครีโปกเซลล์ และทำให้แพ็กเก็ตอื่นจากช่องสัญญาณเสมือนเดียวกันถูกครีโปกตลอดเวลา

อัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting เพียงทำการรักษาระดับยุติธรรมจากการจัดการบัฟเฟอร์ไว้ เมื่อเซลล์ถูกทิ้งระดับของวิสัยสามารถที่ยอมรับของช่องสัญญาณเสมือนทั้งหมดพิจารณาจากวิสัยสามารถในคาบการส่ง นอกจากนั้นที่ทางออกของสวิตช์จะต้องพิจารณาถึงอัตราการออกของเซลล์ ซึ่งควรมีความยุติธรรมระหว่างการแข่งขันของช่องสัญญาณเสมือนทั้งหมด การจัดการบัฟเฟอร์แบบ per VC Accounting จะมีความยุ่งยากในการควบคุมการครอบครองบัฟเฟอร์ในช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่องถ้ามีแพ็กเก็ตที่ไม่ปฏิบัติตามกฎแล้วไม่ถูกครีโปกเนื่องจากการตรวจวัดที่ทางเข้าโครงข่ายผิดพลาด



รูปที่ 2.22 อัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting

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

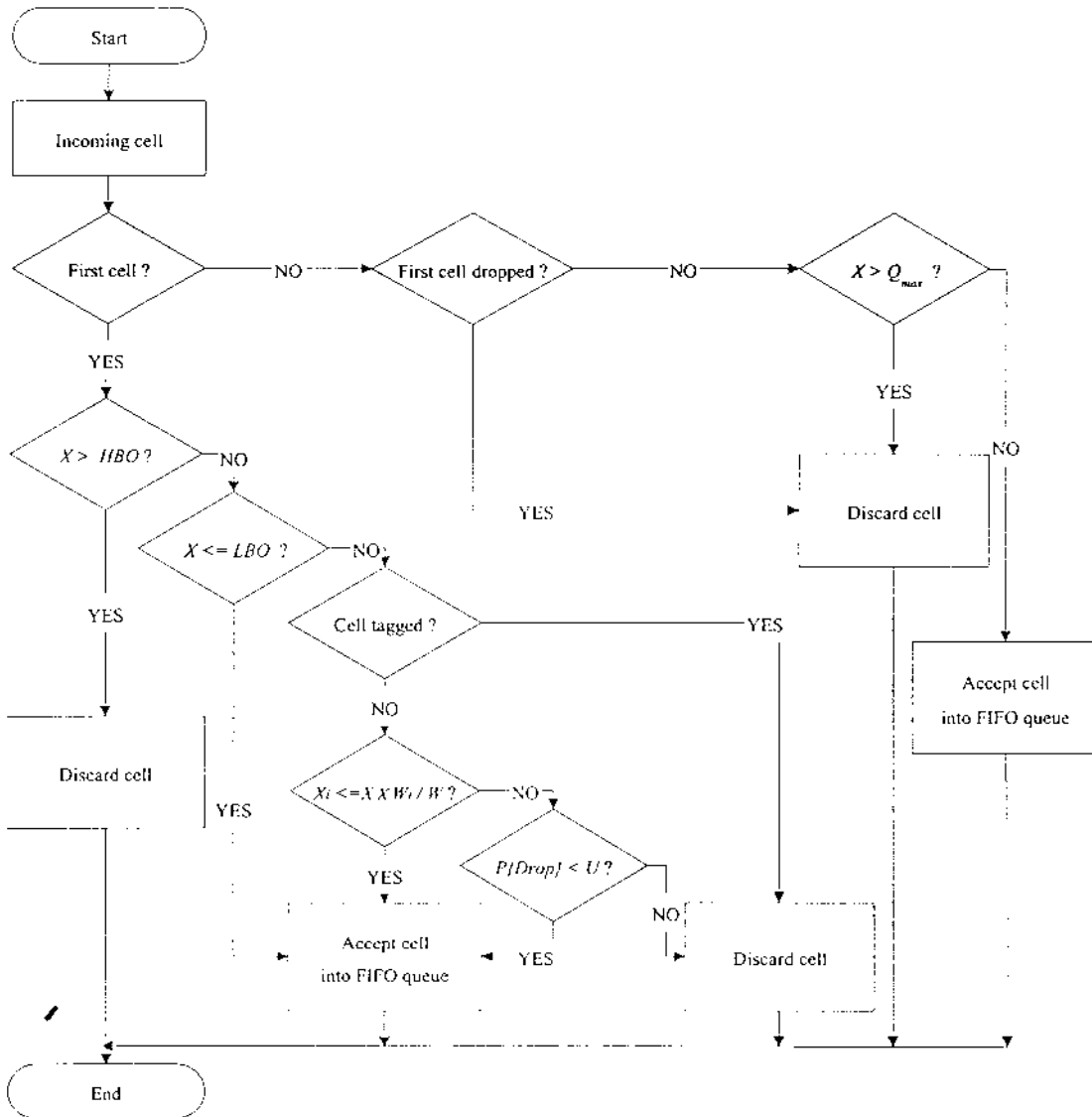
การทำงานของอัลกอริทึม DFBA เป็นกลไกการจัดการบัฟเฟอร์โดยใช้เทคนิค per VC Accounting และใช้จุดเริ่มเปลี่ยนควบคุมการส่งข้อมูลของ TCP ซึ่งอัลกอริทึม DFBA พิจารณาจำนวนเซลล์ในช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่อง เมื่อช่องสัญญาณเสมือนนั้นๆ มีเซลล์ในบัฟเฟอร์อย่างน้อย 1 เซลล์ แล้วควบคุมความยาวคิวเฉลี่ยโดยใช้ความน่าจะเป็นในการครีโปปข้อมูล (Probabilistic Drop) จุดเริ่มเปลี่ยนที่ใช้ในอัลกอริทึม DFBA ประกอบด้วย จุดเริ่มเปลี่ยน LBO และ HBO ซึ่งมีหลักการทำงานเหมือนกับอัลกอริทึม Double-EPD นอกจากนั้นยังใช้จุดเริ่มเปลี่ยนแบบพลวัตเพื่อจัดสรรแบนด์วิดท์ในโครงข่ายให้ช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่องมีความยุติธรรม จุดเริ่มเปลี่ยนแบบพลวัตนี้ออกแบบโดยพิจารณาจากสองฟังก์ชันคือประสิทธิภาพและความยุติธรรม ส่วนการจัดคิวออกจากสวิตช์เป็นแบบ FIFO

รูปที่ 2.23 แสดงแผนภูมิการทำงานของอัลกอริทึม DFBA โดยพิจารณาคิวของบริการ GFR ที่มี การแบ่งคิวทั้งหมด  $N$  ช่องสัญญาณเสมือน ช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่องมีการถ่วงน้ำหนักการ ครอบครองคิวไม่เท่ากัน ขึ้นกับค่า MCR ที่โครงข่ายจัดสรรให้ ถ้า  $X_i$  เป็นจำนวนเซลล์ทั้งหมดใน บัฟเฟอร์ที่ช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่องครอบครองได้ และ  $X$  เป็นจำนวนเซลล์ทั้งหมดในบัฟเฟอร์ เมื่อ การครอบครองบัฟเฟอร์ทั้งหมดต่ำกว่า LBO แพ็กเก็ตที่มาถึงจะสามารถครอบครองบัฟเฟอร์ได้ ถ้า ครอบครองบัฟเฟอร์อยู่ระหว่าง LBO และ HBO แพ็กเก็ตที่มีบิต CLP=1 จะถูกทิ้ง และบัฟเฟอร์จะ ยอมรับแพ็กเก็ตบิต CLP=0 ด้วยการประมาณ Fair Share จาก  $X \times W_i / W$  ถ้า  $X_i$  น้อยกว่า  $X \times W_i / W$  แสดงว่าช่องสัญญาณเสมือนนั้นได้รับความยุติธรรมค่า บัฟเฟอร์จะยอมรับแพ็กเก็ตนั้น แต่ถ้า  $X_i$  มากกว่า  $X \times W_i / W$  แพ็กเก็ตที่มี CLP=0 จะถูกทิ้งตามความน่าจะเป็น

$$P\{Drop\} = Z_i \left( \alpha \frac{X_i - X \times W_i / W}{X \times (1 - W_i / W)} + (1 - \alpha) \frac{X - LBO}{HBO - LBO} \right) \quad (2.5)$$

เมื่อ  $W$  เป็นผลรวมของค่าถ่วงน้ำหนักของช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่อง ( $W_i$ ) ที่มีการใช้งาน บัฟเฟอร์ ส่วนค่า  $Z$ , กำหนดให้เป็น 1 ถือว่ามีความน่าจะเป็นในการครีอปของแพ็กเก็ตสูงสุด

นอกจากอัลกอริทึมที่กล่าวมาแล้ว ยังมีอัลกอริทึมอื่นๆ [8-13] ซึ่งออกแบบให้การจัดสรร บัฟเฟอร์มีความยุติธรรมเช่นเดียวกัน โดยมีการจัดการเข้าคิวแตกต่างกัน และจัดเส้นทางออกจากบัฟเฟอร์ ให้ยุติธรรม แต่ส่งผลให้มีแพ็กเก็ตสูญหายและการประวิงเวลาในบัฟเฟอร์มากขึ้น



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

รูปที่ 2.23 แผนภูมิการทำงานของอัลกอริทึม DFBA

### บทที่ 3

#### วิธีการที่นำเสนอ

ในบทนี้จะกล่าวถึงเป้าหมายในการออกแบบและรายละเอียดของวิธีการที่ได้นำเสนอ

#### 1. เป้าหมายในการออกแบบ

จากบทที่ 2 จะพบว่าแนวทางของการออกแบบวิธีการจัดสรรบัพเฟอร์สำหรับโพรโทคอล TCP ที่รองรับบริการมัลติมีเดียในโครงข่ายเอทีเอ็ม ที่ได้มีผู้นำเสนอมาแล้วนั้น สามารถสรุปปัญหาที่พบได้ 2 แห่งดังนี้

1. อัลกอริทึมในสวิตช์ (Network Policies) หรือความฉลาดของโครงข่าย ในโครงข่ายสามารถสร้างกลไกได้หลายๆแบบ เพื่อที่จะทำให้มีการใช้ทรัพยากรของโครงข่ายอย่างมีประสิทธิภาพ มีความยุติธรรมในการส่งข้อมูล และมีวิสัยสามารถสูงสุด สำหรับการบริการมัลติมีเดียในโครงข่าย ATM การเพิ่มวิธีการหึ่งเซลล์ที่มีประสิทธิภาพสามารถปรับปรุงสมรรถนะการทำงานของโครงข่ายได้ โดยอัลกอริทึม Double-EPD เป็นอัลกอริทึมหนึ่งที่ถูกนำมาใช้งาน ส่วนอัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting และอัลกอริทึมใน [8-13] เป็นอัลกอริทึมหนึ่งที่สามารถปรับปรุงความยุติธรรมในการส่งข้อมูล

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

ทั้งอัลกอริทึมที่สวิตช์และกลไกที่ระบบปลายทางจะมีผลกระทบกับค่า Delay-Bandwidth Product ของโครงข่าย ซึ่งจากผลกระทบอันนี้อัลกอริทึมที่สวิตช์และกลไกที่ระบบปลายทางจะต้องสอดคล้องกัน ในงานวิจัยนี้จะมุ่งเน้นที่กลไกของระบบปลายทางที่เป็น Selective Acknowledgement เป็นหลัก แต่วิธีการที่จะทำให้โครงข่ายมีประสิทธิภาพจะขึ้นอยู่กับวิธีการหึ่งเซลล์ที่สวิตช์ด้วย ฉะนั้นงานวิจัยนี้จึงได้มุ่งที่จะเสนออัลกอริทึมที่สวิตช์เพื่อทำให้โครงข่ายมีประสิทธิภาพ

งานวิจัยนี้ศึกษาถึงสมรรถนะของ TCP บนการบริการ GFR และ  $\pi$ \_VBR ในโครงข่าย ATM เพื่อรับประกันอัตราการส่งข้อมูลให้กับผู้ใช้บริการ สำหรับการบริการ GFR และ  $\pi$ \_VBR ได้มีการใช้บัพเฟอร์ที่สวิตช์เป็นแบบ FIFO เป็นหลัก ฉะนั้นที่สวิตช์จึงมีการหึ่งเซลล์ทางท้ายของแพ็กเกตของบริการ

GFR เมื่อบัฟเฟอร์เต็ม ทำให้เกิดแพ็กเก็ตที่ไม่สมบูรณ์ในโครงข่าย และ TCP จำเป็นต้องส่งแพ็กเก็ตนั้นใหม่ จึงเป็นสาเหตุให้กลไก TCP ลดขนาด Window ในการส่งข้อมูลลงทันที สมรรถนะของ TCP บนบริการ GFR จึงไม่ดี ซึ่งจะทำให้ประสิทธิภาพของโครงข่ายลดลง

อัลกอริทึม Double-EPD เป็นอัลกอริทึมหนึ่งที่มีการใช้อย่างกว้างขวางโดยมีพื้นฐานการทิ้งเซลล์ทิ้งแพ็กเก็ต ซึ่งอัลกอริทึม Double-EPD สามารถเพิ่มวิสัยสามารถของ TCP บนบริการมัลติมีเดียในโครงข่าย ATM ได้ แต่อัลกอริทึม Double-EPD ยังไม่สามารถปรับปรุงความยุติธรรมในการส่งข้อมูลของแต่ละแหล่งกำเนิดที่มีการแข่งขันกันได้ ฉะนั้นในงานวิจัยนี้ได้เสนออัลกอริทึมใหม่ที่ใช้เทคนิคจุดเริ่มเปลี่ยนแบบพลวัตเพื่อทำการปรับปรุงวิสัยสามารถและความยุติธรรมในการส่งข้อมูล

สำหรับอัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting และอัลกอริทึม DFBA สามารถปรับปรุงสมรรถนะของ TCP ทำให้มีความยุติธรรมในการส่งข้อมูลมากขึ้น แต่วิธีนี้ไม่สามารถรับรองแบนด์วิดท์ต่ำที่สุดตามอัตราส่งต่ำที่สุดให้ช่องสัญญาณเสมือนได้ และอัลกอริทึม DFBA ไม่สามารถสนับสนุนขนาดเบิรสต์ได้ เนื่องจากข้อมูลมีความน่าจะเป็นในการสูญหายสูงแม้มีขนาดเบิรสต์น้อยกว่า MBS ดังนั้นงานวิจัยนี้จึงได้เสนออัลกอริทึมใหม่ ซึ่งอัลกอริทึมนี้มีเป้าหมายในการปรับปรุงสมรรถนะของ TCP ทั้งวิสัยสามารถและความยุติธรรมบนบริการ GFR และ rt-VBR และยังสามารถเพิ่มประสิทธิภาพของการบริการ GFR ได้ โดยทำการรับรองอัตราบริการต่ำที่สุด (Minimum Rate) ให้ช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่องในบัฟเฟอร์ และพิจารณาการครอบครองบัฟเฟอร์จริง (Actual Buffer Occupancy) ของช่องสัญญาณเสมือนตามการใช้งานของบัฟเฟอร์ ถ้าช่องสัญญาณเสมือนใดไม่ถูกใช้งานช่องสัญญาณเสมือนนั้นควรถูกแบ่งแบนด์วิดท์ให้กับช่องสัญญาณเสมือนที่ต้องการส่งข้อมูลสูงเกินระดับส่วนแบ่งที่ยุติธรรม ส่วนรายละเอียดของอัลกอริทึมนี้จะเสนอในหัวข้อต่อไป

## 2. วิธีการออกแบบ

ในระหว่างที่มีการสร้างการเชื่อมต่อเข้ากับโครงข่าย บางครั้งแหล่งกำเนิดที่เชื่อมต่อเข้ามาอาจจะมีช่วงเวลาที่ไม่ทำการส่งข้อมูลหรือบางแหล่งกำเนิดอาจจะส่งข้อมูลน้อยกว่าจำนวนแบนด์วิดท์ที่โครงข่ายจัดสรรให้ ซึ่งทั้งสองกรณีที่เกิดขึ้นแล้วนั้นทำให้มีการใช้แบนด์วิดท์ไม่เต็มประสิทธิภาพ จุดเริ่มเปลี่ยนแบบพลวัตถูกสร้างขึ้นมาเพื่อต้องการนำแบนด์วิดท์ที่เหลือจากแหล่งกำเนิดที่ไม่ส่งข้อมูลหรือส่งข้อมูลน้อยกว่าจำนวนแบนด์วิดท์ที่จัดสรรให้ โดยแบ่งไปให้กับแหล่งกำเนิดที่ต้องการส่งข้อมูลมากกว่าระดับ fair share โดยแหล่งกำเนิดที่ส่งข้อมูลมากกว่าระดับ fair share เท่านั้นถึงจะทำการตรวจสอบว่ามีการส่งข้อมูลมากกว่าระดับจุดเริ่มเปลี่ยนแบบพลวัตที่สร้างขึ้นใหม่หรือไม่ ถ้าแหล่งกำเนิดนั้นส่งข้อมูลมากกว่าแสดงว่าแหล่งกำเนิดนั้นมีการใช้แบนด์วิดท์มากเกินไปซึ่งเป็นสาเหตุให้โครงข่ายเกิดความคับคั่ง ฉะนั้นจึงต้องทำการทิ้งเซลล์ของแหล่งกำเนิดที่มีการใช้แบนด์วิดท์มากออกไป

ข้างเพื่อลดภาระ (load) ให้กับโครงข่าย การจะหาว่าจุดเริ่มเปลี่ยนแบบพลวัตจะต้องมีค่าเป็นเท่าไรนั้นจะขึ้นอยู่กับจำนวนข้อมูลที่แหล่งกำเนิดต้องการส่ง

อัลกอริทึมที่ใช้เทคนิคจุดเริ่มเปลี่ยนแบบพลวัตที่ได้เสนอขึ้นมาพิจารณาบัฟเฟอร์ขนาด  $Q_{max}$  ซึ่งมีจุดเริ่มเปลี่ยน 4 ระดับคือ

1. จุดเริ่มเปลี่ยนด้านสูง (High Threshold,  $HBO$ )
2. จุดเริ่มเปลี่ยนด้านต่ำ (Low Threshold,  $LBO$ )
3. ระดับ Fair share ( $\bar{T}h$ )
4. จุดเริ่มเปลี่ยนพลวัต ( $T_h$ )

จุดเริ่มเปลี่ยน  $\bar{T}h$  เป็นจุดเริ่มเปลี่ยน Fair Share เพื่อแบ่งแบนด์วิดท์ที่ยุติธรรมตามการเข้ามาของทราฟฟิก และจุดเริ่มเปลี่ยน  $T_h$  ซึ่งเป็นจุดเริ่มเปลี่ยนแบบพลวัตเพื่อใช้แบ่งแบนด์วิดท์ของข่ายเชื่อมโยงอย่างยุติธรรมจากแบนด์วิดท์ของข่ายเชื่อมโยงที่ไม่ได้ใช้งาน

เมื่อบัฟเฟอร์ในสวิตช์มีการใช้งานมากทำให้ความยาวคิวมากกว่าระดับจุดเริ่มเปลี่ยนด้านสูง (High Threshold) แสดงว่าโครงข่ายเกิดความคับคั่ง สวิตช์จะทำการทิ้งเซลล์ของ VC นั้นทุกๆเซลล์ที่ตามมาของแพ็กเกจนั้นถึงแม้ว่าความยาวคิวลดลงต่ำกว่าระดับจุดเริ่มเปลี่ยนด้านสูง โดยสวิตช์จะทิ้งเซลล์จะเหมือนกับอัลกอริทึม EPD ดังนั้นระดับจุดเริ่มเปลี่ยนด้านสูงเปรียบเสมือนกับระดับ EPD Threshold ของอัลกอริทึม EPD เมื่อความยาวคิวลดลงต่ำกว่าระดับจุดเริ่มเปลี่ยนด้านต่ำ (Low Threshold) แสดงว่าโครงข่ายไม่เกิดความคับคั่งและมีภาระต่ำ ดังนั้นแพ็กเกจที่เข้ามาใหม่จะสามารถเข้าไปในบัฟเฟอร์ของสวิตช์ได้ทันทีโดยไม่สนใจว่า VC นั้นจะมีเซลล์อยู่ในบัฟเฟอร์มากเกินกว่าระดับ fair share หรือไม่ แต่ถ้าความยาวคิวอยู่ระหว่างระดับจุดเริ่มเปลี่ยนด้านสูงและจุดเริ่มเปลี่ยนด้านต่ำ แสดงว่าขณะนี้โครงข่ายเริ่มเกิดความคับคั่ง ฉะนั้นสวิตช์จะต้องทำการเลือกแพ็กเกจที่จำเป็นเข้าบัฟเฟอร์เท่านั้นเพื่อเป็นการชะลอการเกิดความคับคั่ง โดยสวิตช์จะเลือกแพ็กเกจของ VC ที่มีเซลล์อยู่ในบัฟเฟอร์น้อยกว่าระดับ fair share เพื่อจะทำให้แต่ละ VC มีความเท่าเทียมกันในการครอบครองการใช้งานบัฟเฟอร์

แต่ในบางกรณีที่มีบาง VC ต้องการส่งข้อมูลหรือใช้แบนด์วิดท์ในโครงข่ายมากกว่าระดับ fair share โดยขณะนั้นโครงข่ายยังไม่เกิดความคับคั่ง ซึ่งบาง VC อาจจะว่างไม่ส่งข้อมูลหรือส่งข้อมูลไม่มากกว่าระดับ fair share ทำให้มีแบนด์วิดท์เหลืออยู่ จึงนำแบนด์วิดท์ที่เหลือเหล่านั้นมาแบ่งให้กับ VC ที่ต้องการใช้แบนด์วิดท์มากกว่าที่โครงข่ายจัดสรรให้ ด้วยเหตุนี้จึงนำจุดเริ่มเปลี่ยนพลวัตมาใช้ ฉะนั้นจุดเริ่มเปลี่ยนแบบพลวัตสามารถหาได้จากสมการที่ (3.1)

$$T_h = \frac{\text{ความยาวคิวในบัฟเฟอร์ของแหล่งกำเนิดที่มีการใช้แบนด์วิดท์มากกว่าระดับ fair share}}{\text{จำนวนแหล่งกำเนิดที่มีการใช้แบนด์วิดท์มากกว่าระดับ fair share}} \quad (3.1)$$

ให้  $\bar{T}_h$  เป็นระดับของจุดเริ่มเปลี่ยนแบบพลวัต ซึ่งการจะหาระดับของจุดเริ่มเปลี่ยนแบบพลวัตจะต้องหา ระดับ fair share ก่อน ซึ่งระดับ fair share ( $\bar{T}_h$ ) หาได้จากสมการที่ (3.2) ดังนี้

$$\bar{T}_h = \frac{\text{High Threshold}}{N} \quad (3.2)$$

ค่า  $N$  คือจำนวนแหล่งกำเนิดหรือจำนวนการเชื่อมต่อ (Connections) ที่รวมทั้งกำลังส่งข้อมูลและ ไม่มีข้อมูลส่ง และค่า  $\bar{T}_h$  คือระดับ fair share จากสมการที่ (3.2) จะสังเกตเห็นว่าได้นำระดับของจุดเริ่ม เปลี่ยนด้านสูง (High Threshold) มาใช้คำนวณหาระดับ fair share เพราะความยาวคิวในบัฟเฟอร์ของ สวิตช์จะมีค่าใกล้เคียงกับระดับ High Threshold เมื่อรู้ระดับ fair share ก็จะมาเริ่มหาความยาวคิวของ แหล่งกำเนิดที่ต้องการใช้แบนด์วิดท์มากกว่าระดับ fair share โดยพิจารณาจาก

$$Q_{Total} = \sum_{i=1}^N Q_i \quad (3.3)$$

ค่า  $Q_{Total}$  คือ ความยาวคิวทั้งหมดของบัฟเฟอร์ในสวิตช์ และ  $Q_i$  คือความยาวคิวของแต่ละแหล่งกำเนิด หรือ แต่ละ VC จากสมการที่ (3.3) จะสังเกตเห็นว่าใน  $\sum_{i=1}^N Q_i$  สามารถที่จะแบ่งออกเป็น 2 พจน์ คือ พจน์ ที่แหล่งกำเนิดส่งข้อมูลมากกว่าระดับ fair share และพจน์ที่แหล่งกำเนิดส่งข้อมูลน้อยกว่าระดับ fair share ดังแสดงในสมการที่ (3.4)

$$Q_{Total} = \sum_{Q_i > \bar{T}_h} Q_i + \sum_{Q_i < \bar{T}_h} Q_i \quad (3.4)$$

พจน์  $Q_i > \bar{T}_h$  คือแหล่งกำเนิดที่มีการใช้แบนด์วิดท์มากกว่าระดับ fair share และพจน์  $Q_i < \bar{T}_h$  คือ แหล่งกำเนิดที่ไม่มีการส่งข้อมูลหรือมีการใช้แบนด์วิดท์น้อยกว่าระดับ fair share จากสมการ (3.4) สามารถจัดใหม่ได้ดังนี้

$$\sum_{Q_i > \bar{T}_h} Q_i = Q_{Total} - \sum_{Q_i < \bar{T}_h} Q_i \quad (3.5)$$

สมการที่ (3.5) แสดงความยาวคิวทั้งหมดในบัฟเฟอร์ของแหล่งกำเนิดที่มีการใช้แบนด์วิดท์มากกว่าระดับ fair share และสมมติให้  $N_{Q_i > \bar{T}_h}$  แสดงถึงจำนวนแหล่งกำเนิดหรือจำนวนการเชื่อมต่อที่มีการใช้แบนด์ วิดท์มากกว่าระดับ fair share จากสมการที่ (1) สามารถจะเขียนใหม่ได้ดังนี้

$$\bar{T}_h = \frac{\sum_{Q_i > \bar{T}_h} Q_i}{N_{Q_i > \bar{T}_h}} \quad (3.6)$$

นำสมการที่ (3.5) แทนในสมการที่ (3.6) ในทางปฏิบัติจะพบว่าความยาวคิวทั้งหมดในบัฟเฟอร์ที่สวิตช์จะมีค่าใกล้ระดับจุดเริ่มเปลี่ยนด้านสูง ดังนั้นระดับของจุดเริ่มเปลี่ยนแบบพลวัตแสดงในสมการ (3.7)

$$\hat{T}_h = \frac{\text{High Threshold} - \sum_{Q_i < \bar{T}_h} Q_i}{N_{Q_i > \bar{T}_h}} \quad (3.7)$$

การปรับระดับจุดเริ่มเปลี่ยนพลวัตแต่ละครั้งขึ้นอยู่กับมีเซลล์แรกของแพ็กเกจเข้ามาที่สวิตช์และขนาดความยาวคิวในบัฟเฟอร์อยู่ระหว่างจุดเริ่มเปลี่ยนด้านสูงกับจุดเริ่มเปลี่ยนด้านต่ำซึ่งบ่งบอกว่าโครงข่ายอยู่ในสภาวะเริ่มเกิดความคับคั่ง ส่วนระดับจุดเริ่มเปลี่ยนจะมากหรือน้อยขึ้นอยู่กับแบนด์วิดท์ที่เหลือจาก VC ที่มีการใช้แบนด์วิดท์ต่ำและจำนวนของ VC ที่มีความต้องการส่งข้อมูลมากกว่าระดับที่จัดสรรให้ ซึ่งการมีจุดเริ่มเปลี่ยนพลวัตขึ้นมาสามารถปรับปรุงค่าวิสัยสามารถของ TCP ได้ และระดับ fair share สามารถปรับปรุงความเท่าเทียมกันในการส่งข้อมูลแต่ละ VC ได้

รูปที่ 3.1 แสดงแผนภูมิการทำงานของอัลกอริทึม EPD ที่ใช้เทคนิคจุดเริ่มเปลี่ยนแบบพลวัต และรูปที่ 3.2 แสดงตัวอย่างการทำงานของอัลกอริทึม EPD ที่ใช้เทคนิคจุดเริ่มเปลี่ยนพลวัต เพื่อให้เข้าใจอัลกอริทึมที่เสนอขึ้นมาใหม่มากยิ่งขึ้น โดยสามารถแยกพิจารณาเป็นกรณีได้ดังนี้

◆ กรณีความยาวคิวมากกว่าจุดเริ่มเปลี่ยนด้านสูง (High Threshold) เมื่อมีแพ็กเกจใหม่เข้ามาที่สวิตช์โดยขณะนั้นความยาวคิวในบัฟเฟอร์ของสวิตช์มากกว่าจุดเริ่มเปลี่ยนด้านสูง แสดงว่าขณะนั้นโครงข่ายมีความคับคั่ง สวิตช์จะทำการทิ้งเซลล์ของแพ็กเกจที่เข้ามาใหม่ออกไปทั้งหมดดังแสดงในรูปที่ 3.2 (ก) ถึงแม้ว่าเวลาต่อมาความยาวคือน้อยกว่าจุดเริ่มเปลี่ยนด้านสูงแล้วก็ตาม

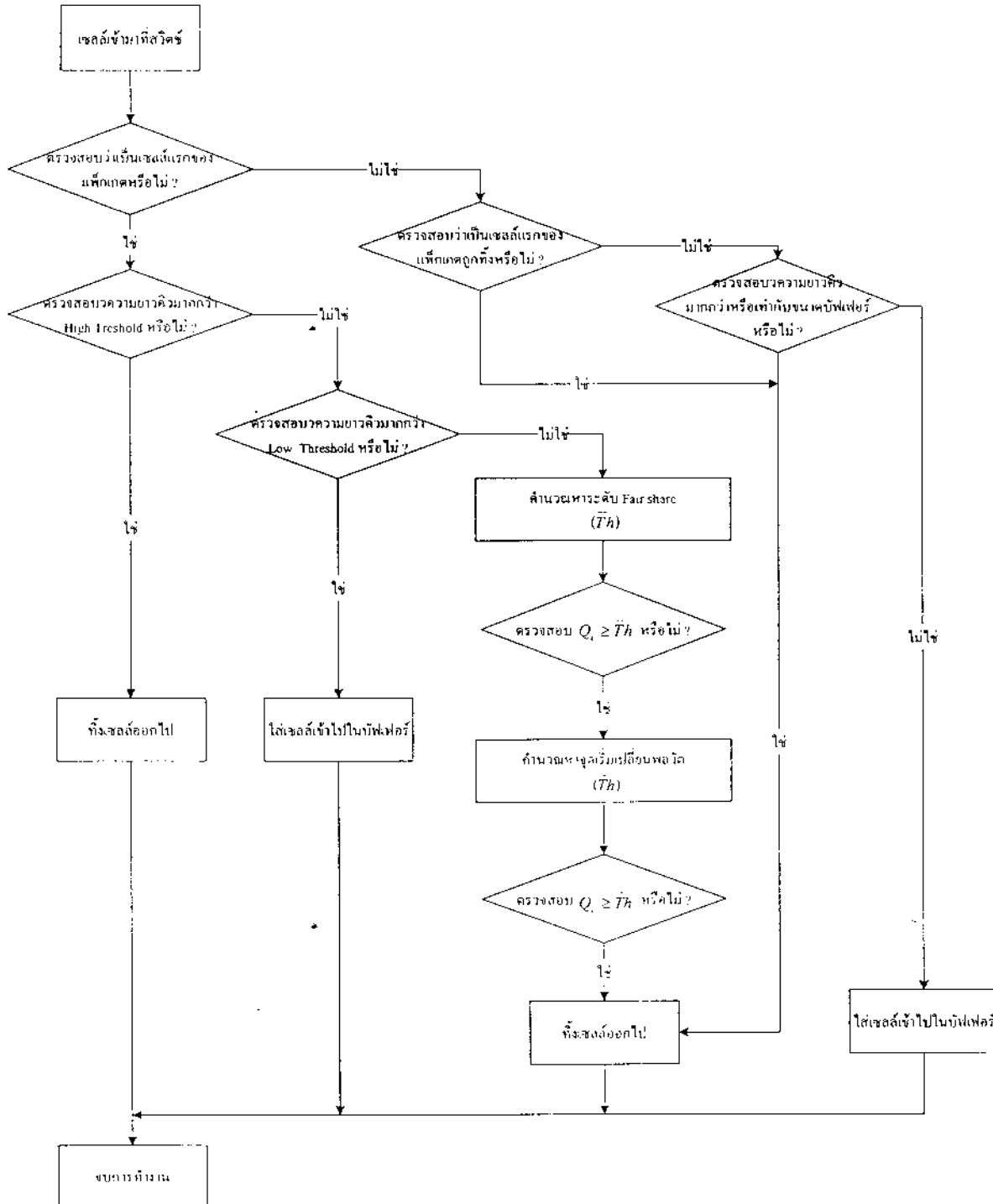
◆ กรณีความยาวคือน้อยกว่าจุดเริ่มเปลี่ยนด้านต่ำ (Low Threshold) เมื่อมีแพ็กเกจใหม่เข้ามาถึงสวิตช์ซึ่งขณะนั้นความยาวคิวในบัฟเฟอร์ของสวิตช์ต่ำกว่าจุดเริ่มเปลี่ยนด้านต่ำ แสดงว่าขณะนั้นโครงข่ายยังสามารถรับภาระได้เพิ่มขึ้น สวิตช์จะรับแพ็กเกจที่เข้ามาใหม่เข้าไปในบัฟเฟอร์โดยไม่สนใจว่าแพ็กเกจที่เข้ามาใหม่จะเป็นของ VC ไດและ VC นั้นจะมีจำนวนเซลล์มากกว่าระดับ fair share หรือไม่ ดังแสดงในรูปที่ 3.2 (ข)

◆ กรณีความยาวคิวอยู่ระหว่างจุดเริ่มเปลี่ยนด้านสูงและด้านต่ำ เมื่อมีแพ็กเกจใหม่เข้ามาที่สวิตช์และขณะนั้นความยาวคิวในบัฟเฟอร์อยู่ระหว่างจุดเริ่มเปลี่ยนด้านสูงกับด้านต่ำ แสดงว่าขณะนั้นโครงข่ายเริ่มเกิดความคับคั่ง สวิตช์จะรับแพ็กเกจที่เข้ามาใหม่เข้าไปในบัฟเฟอร์หรือทิ้งแพ็กเกจนั้นออกไปขึ้นอยู่กับจำนวนเซลล์ที่อยู่ในบัฟเฟอร์มากกว่าจุดเริ่มเปลี่ยนพลวัตหรือไม่ ในรูปที่ 3.2 (ค) แพ็กเกจของ VC A เข้ามาที่สวิตช์ซึ่งขณะนั้นจำนวนเซลล์ที่อยู่ในบัฟเฟอร์ของ VC A มากกว่าระดับ fair share สวิตช์จะทำการคำนวณหาระดับจุดเริ่มเปลี่ยนพลวัต โดยนำแบนด์วิดท์ที่เหลือจาก VC ที่มีการใช้แบนด์วิดท์น้อย (VC B และ VC C) มาแบ่งให้กับ VC ที่มีการใช้แบนด์วิดท์มาก (VC A และ VC D)



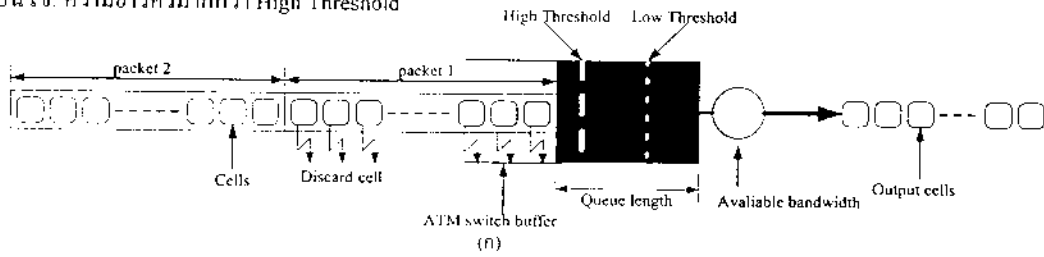
หลังจากนั้น สวิตช์ จะทำการตรวจสอบจำนวนเซลล์ที่อยู่ในบัฟเฟอร์ของ VC A ใหม่อีกครั้งว่ามากกว่าจุดเริ่มเปลี่ยนพลวัตหรือไม่ แต่ในรูปที่ 3.2 (ค) จำนวนเซลล์ที่อยู่ในบัฟเฟอร์ของ VC A มากกว่าจุดเริ่มเปลี่ยนพลวัต สวิตช์ จะทำการทิ้งแพ็กเกจของ VC A ออกไป ในรูปที่ 3.2 (ง) แพ็กเกจของ VC D เข้ามาถึง สวิตช์ ซึ่งขณะนั้นจำนวนเซลล์ในบัฟเฟอร์ของ VC D มากกว่าระดับ fair share แต่น้อยกว่าจุดเริ่มเปลี่ยนพลวัต จึงทำให้ สวิตช์ รับแพ็กเกจของ VC D เข้าไปในบัฟเฟอร์ของ สวิตช์

เมื่อโครงข่ายเกิดความคับคั่ง อัลกอริทึม EPD จะทำการทิ้งเซลล์ออกไป โดยจะทำการทิ้งเซลล์แบบสุ่มไม่สนใจว่าจำนวนเซลล์ของ VC ใดมีอยู่ในบัฟเฟอร์มากกว่ากัน จึงเป็นสาเหตุให้ อัลกอริทึม EPD สามารถปรับปรุงประสิทธิภาพของโครงข่ายได้ แต่ไม่สามารถปรับปรุงความเท่าเทียมกันในการส่งข้อมูล ฉะนั้นจึงได้มีการเสนออัลกอริทึม EPD ที่ใช้เทคนิคจุดเริ่มเปลี่ยนแบบพลวัตซึ่งจะสามารถปรับปรุงสมรรถนะของ TCP และความเท่าเทียมกันในการส่งข้อมูล เพราะเมื่อโครงข่ายเริ่มเกิดความคับคั่ง อัลกอริทึม EPD ที่ใช้เทคนิคจุดเริ่มเปลี่ยนแบบพลวัตจะเลือกทิ้งเซลล์ออกจาก สวิตช์ จะไม่ใช่ทำการทิ้งเซลล์แบบสุ่มเหมือนที่ อัลกอริทึม EPD โดยจะเลือกทิ้งเซลล์ของ VC ที่มีการใช้แบนด์วิธของโครงข่ายมากกว่าที่จัดสรรให้ออกไปก่อน ในบทความต่อไปจะเป็นแบบจำลองการทำงานและการคำนวณหาประสิทธิภาพของ TCP

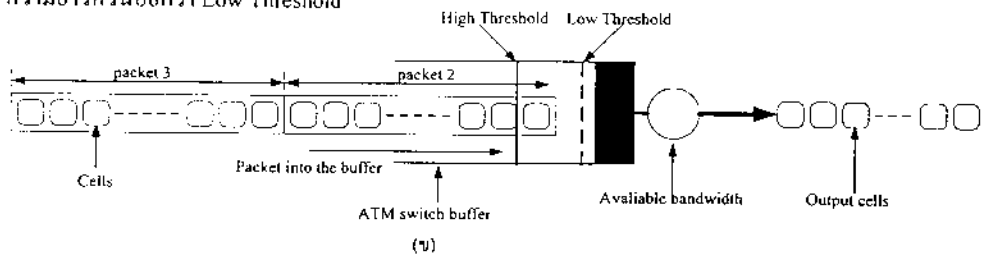


รูปที่ 3.1 แผนภูมิการทำงานของอัลกอริทึมที่นำเสนอ

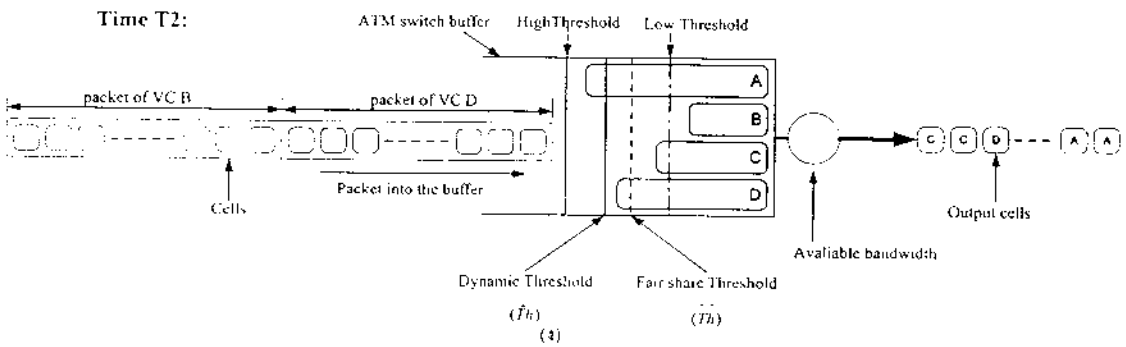
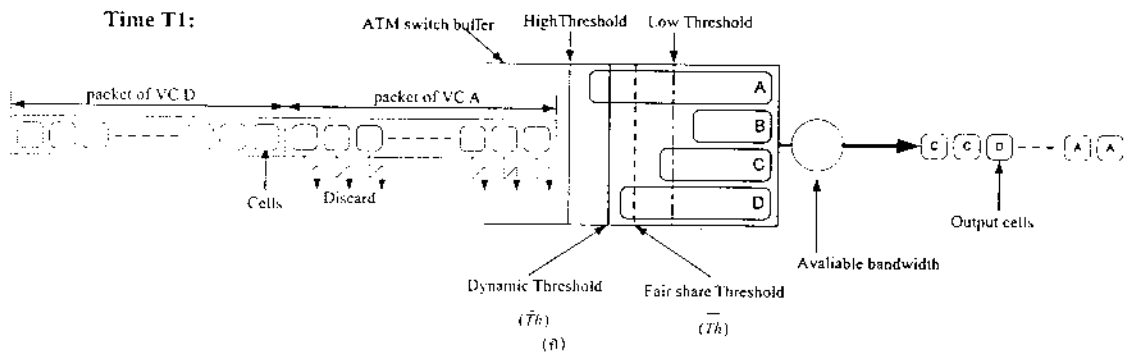
เงื่อนไข: ความยาวคิวมากกว่า High Threshold



เงื่อนไข: ความยาวคิวน้อยกว่า Low Threshold



เงื่อนไข: ความยาวคิวอยู่ระหว่าง Low Threshold และ High Threshold



รูปที่ 3.2 การทำงานของอัลกอริทึมที่นำเสนอ

## บทที่ 4

### ผลการทดสอบ

ในบทนี้จะเป็นการนำวิธีการที่ได้นำเสนอในบทที่ 3 ทำการทดสอบวัดประสิทธิภาพ ได้แก่ ค่าวิสัยสามารถ (Throughput) ประสิทธิภาพ (Efficiency) และ ค่าความยุติธรรม (Fairness Index)

#### 1. โปรแกรมจำลองแบบ

งานวิจัยนี้ได้พัฒนาโปรแกรมจำลองแบบการจัดสรรบัพเฟอร์ ในโครงข่ายเอทีเอ็ม โดยประมวลผลบนเครื่องคอมพิวเตอร์ส่วนบุคคลที่มีคุณลักษณะดังนี้

1. ระบบปฏิบัติการ Linux
2. หน่วยประมวลผลกลาง Pentium 4 ความเร็ว 1.5 GHz
3. RAM 256 MB
4. Hard drive 80 GB

##### 1.1. ข้อกำหนดในการจำลองแบบ

ในการจำลองแบบมีข้อกำหนดดังนี้

###### 1.1.1 แหล่งกำเนิดข้อมูล (Sources)

สำหรับแหล่งกำเนิดในแบบจำลองนี้แบ่งออกเป็น 2 แบบคือ

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

###### 1.1.2 กลไก TCP (Transmission Control Protocol)

กลไก TCP มีรายละเอียดดังแสดงในบทที่ 2 โดยกลไก TCP ในแบบจำลองนี้มีค่าพารามิเตอร์ต่างๆ ดังนี้

- โพรโทคอล TCP ที่ใช้งานเป็นกลไกแบบ SACK (Selective Acknowledgment) TCP ซึ่งสามารถส่งข้อมูลได้ตลอดเวลา
- ขนาดแท็กเก็ตของ TCP (MSS) เท่ากับ 1,460 ไบต์

- ค่า TCP Timer Granularity ถูกตั้งไว้ที่ 200 ms ซึ่งค่านี้จะมีผลกระทบกับ Retransmission Timeout เนื่องจากเพิกเกิดสูญหาย 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

#### 1.1.3. เราเตอร์ (Router)

เราเตอร์ที่ใช้งานในทุกแบบจำลองใช้การจัดการบัพเฟอร์แบบ Tail Drop เซลล์จะถูกทิ้งเมื่อบัพเฟอร์ล้นเท่านั้น งานวิจัยนี้เน้นศึกษาการจัดการบัพเฟอร์ในสวิตช์เพื่อรับประกันอัตราบริการต่ำ ที่สุดของโครงข่าย ATM เท่านั้น จึงกำหนดให้ขนาดบัพเฟอร์ที่เรอเตอร์ใหญ่มาก และไม่เกิดการสูญหายของเซลล์ในเรอเตอร์เลย โดยกำหนดขนาดบัพเฟอร์ในเรอเตอร์เท่ากับ 700 kbyte

#### 1.1.4. ถังรั่ว (Leaky Bucket)

การแท็กเซลล์ของ Leaky Bucket เป็นการลดลำดับความสำคัญของเซลล์โดยใช้อัลกอริทึม F-GCRA (Frame-based Generic Cell Rate Algorithm) [3] ในช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่องจะมีจำนวนเซลล์ที่ถูกแท็กแตกต่างกันขึ้นกับค่า MCR ที่ช่องสัญญาณเสมือนได้รับเพื่อรับประกันอัตราบริการต่ำ ที่สุดของช่องสัญญาณเสมือนนั้นๆ โดยกำหนดให้ค่า CDVT เท่ากับ 0 และ MFS เท่ากับ  $2 \times \text{AAL5-PDUs}$  ถ้าช่องสัญญาณเสมือนได้รับการรับรองอัตราบริการต่ำที่สุดด้วยค่า MCR ค่าจะทำให้ช่องสัญญาณเสมือนนั้นมีจำนวนเซลล์ที่ถูกแท็กมาก แต่ถ้าช่องสัญญาณเสมือนได้รับการรับรองอัตราบริการต่ำที่สุดด้วยค่า MCR สูงจะทำให้ช่องสัญญาณเสมือนนั้นมีจำนวนเซลล์ที่ถูกแท็กน้อย

#### 1.1.5. สวิตช์ (Switch)

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

#### 1.1.6. ปลายทาง (Destination)

- ปลายทางสามารถส่งข้อมูลไปยัง Higher Layer Protocol ได้ โดยไม่เกิดการ Loss หรือ Delay ขึ้น
- สำหรับผู้ใช้ซึ่งเป็นปลายทางที่รับข้อมูลนี้จะเป็นที่สำหรับรับข้อมูลแล้วจะไม่มี การส่งต่อ ออกไป ดังนั้นจะไม่มีการกำหนดลักษณะพิเศษแต่อย่างใด ซึ่งในการจำลองแบบนี้มีการวัดค่าต่างๆ ที่ปลายทางนี้ด้วย

#### 1.1.7. สายส่ง (Lines)

สายส่งที่ใช้ในแบบจำลองนี้จะเป็นสายส่งชนิดที่มีการประวิงเวลาที่ขึ้นกับระยะทาง และมีแบนด์วิดท์เท่ากับ 155.52 Mbps ซึ่งเมื่อหัก Header ของ SONET ออกจะเหลือ 149.76 Mbps

#### 1.1.8. ข้อกำหนดอื่นๆ

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

ข้อกำหนดทั้งหมดที่กล่าวมา จะถูกนำไปใช้ในการจำลองแบบทุกวิธี สำหรับข้อกำหนดเฉพาะที่แตกต่างกันระหว่างแบบจำลองแบบต่างๆ จะกล่าวถึงอีกครั้งในหัวข้อที่ 1.2 ถึง 1.3

### 1.2 แบบจำลอง Peer to Peer 5 Routers

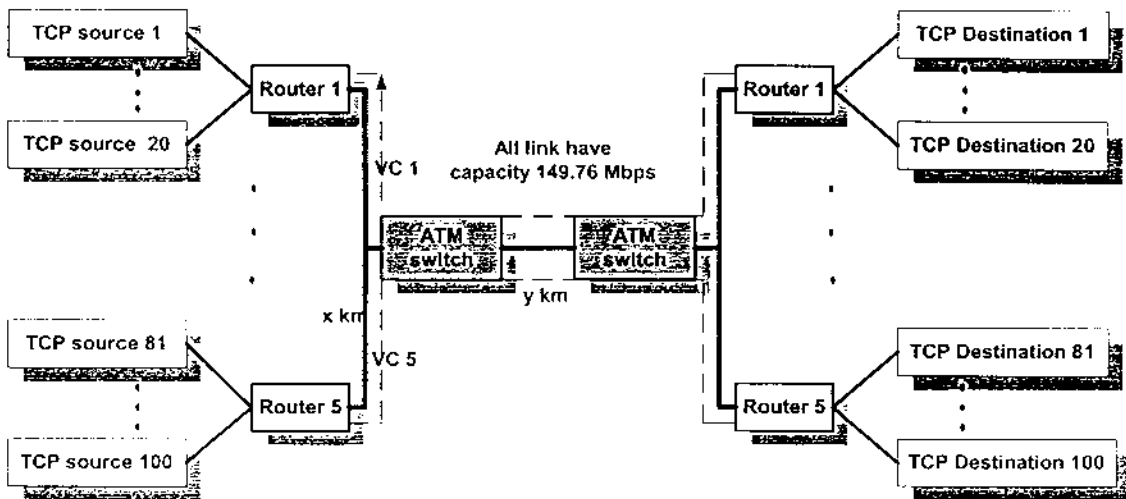
แบบจำลอง Peer to Peer เป็นแบบจำลองอย่างง่ายที่สุดที่ใช้ทดสอบการทำงานของอัลกอริทึมแบบต่างๆ แบบจำลองนี้เป็นต้นแบบในการทดสอบหาประสิทธิภาพของโครงข่ายและความยุติธรรมในการส่งข้อมูล ในหัวข้อนี้จะเน้นแบบจำลอง Peer to Peer ที่ใช้เราเตอร์ทั้งหมด 5 ตัว ซึ่งประกอบด้วยแหล่งกำเนิดจำนวน N แหล่งกำเนิด ดังแสดงในรูปที่ 4.1 และรูปที่ 4.2 แบบจำลอง Peer to Peer 5 Routers เป็นแบบจำลองที่ใช้ศึกษากรณีที่แหล่งกำเนิดแต่ละแหล่งมีการส่งผ่านข้อมูลในโครงข่ายโดยมีการประวิงเวลาเท่ากัน

ข้อกำหนดของแบบจำลอง Peer to Peer 5 Routers มีดังนี้

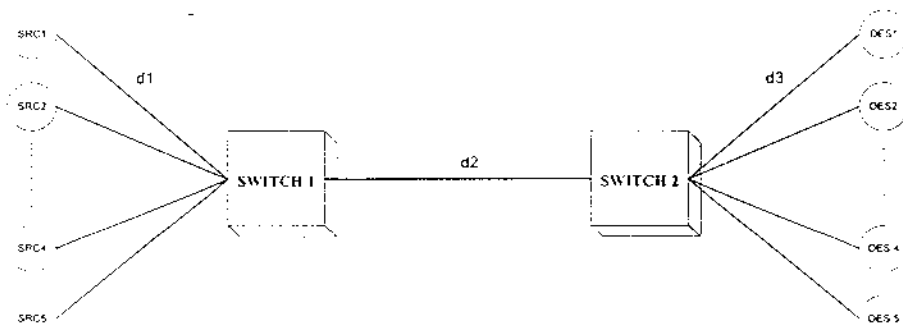
- จำนวนแหล่งกำเนิดของแบบจำลองมีจำนวน 100 แหล่งกำเนิด โดยมีแหล่งกำเนิด TCP จำนวน 20 แหล่งต่อกับเราเตอร์ 1 ตัว
- แหล่งกำเนิดทุกแหล่งจะส่งข้อมูลต่อเนื่องตลอดเวลา (Persistent Sources) สำหรับแหล่งกำเนิดทราฟฟิกที่เป็นบริการ GFR หรือส่งข้อมูลเป็น เบิร์สต์ (Burst) สำหรับแหล่งกำเนิดทราฟฟิกที่เป็นบริการ  $\tau$ -VBR โดยโพรโทคอล TCP จะคอยควบคุมการส่งข้อมูลให้เป็นไปตาม Window ของโพรโทคอล TCP
- สายส่งมีค่าเวลาประวิง (Delay Time) เป็น 10  $\mu$ s (ระยะทางประมาณ 2 กิโลเมตร) สำหรับข่ายเชื่อมโยง UNI และ 100  $\mu$ s (ระยะทางประมาณ 20 กิโลเมตร) สำหรับข่ายเชื่อมโยง NNI ในโครงข่ายที่เป็น Local Area Network (LAN) หรือ 2.5 ms (ระยะทางประมาณ 500

กิโลเมตร) สำหรับข่ายเชื่อมโยง UNI และ 10 ms (ระยะทางประมาณ 2000 กิโลเมตร) สำหรับข่ายเชื่อมโยง NNI ในโครงข่ายที่เป็น Wide Area Network (WAN)

- โครงข่ายแบบ LAN มีค่า Transmission Delay เป็น 120  $\mu$ s และ 15 ms สำหรับโครงข่ายแบบ WAN
- ค่า MCR ที่ใช้ในการจำลองแบบเท่ากับ 85% ของแบนด์วิธข่ายเชื่อมโยง ซึ่งแบ่งให้ช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่องเท่ากับ 8.5 Mbps, 17 Mbps, 25.5 Mbps, 34 Mbps และ 42.5 Mbps [14]



รูปที่ 4.1 แบบจำลอง Peer to Peer 5 Routers, 20 TCP/Router



รูปที่ 4.2 แบบจำลอง Peer to Peer 5 Routers, 1 TCP/Router

โครงข่ายที่ใช้แบบจำลอง Peer to Peer 5 Routers จัดเป็นโครงข่ายพื้นฐานของการส่งข้อมูลของช่องสัญญาณเสมือนหลายๆ ช่องร่วมกันในสายส่งเส้นเดียวกัน ซึ่งโครงข่ายที่ใช้ทดสอบนั้นจะมีลักษณะดังรูปที่ 4.1 โครงข่ายนี้จะมีต้นทางและปลายทางทั้งหมด 5 ช่องสัญญาณเสมือน (5 GFR VC) และส่งข้อมูล 20 TCP ต่อเราเตอร์ 1 ตัว โดย Router 1 ทางด้านต้นทางจะส่งข้อมูลไปยัง Router 1 ทางด้านปลายทาง และ TCP Source 1 ส่งไปยัง TCP Destination 1 แหล่งกำเนิดแต่ละแหล่งจะส่งข้อมูล

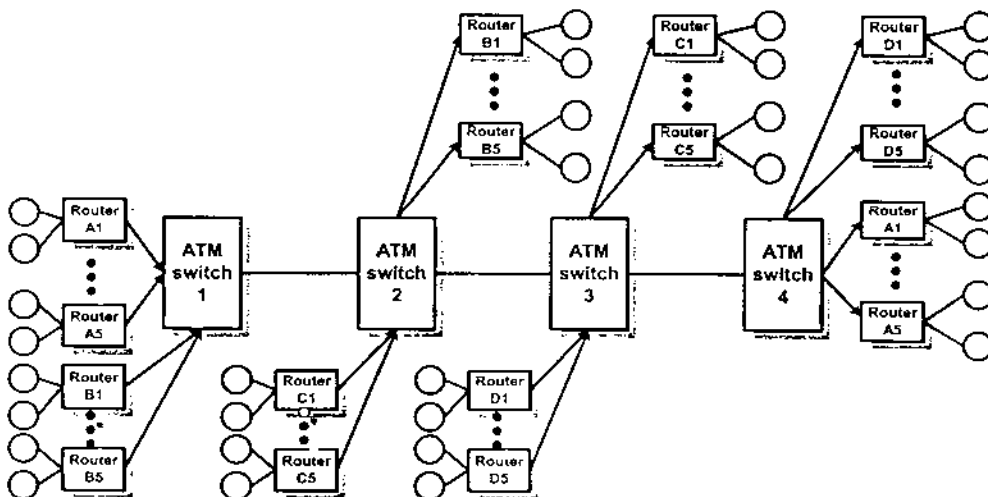
ตลอดเวลาผ่าน ATM Switch ทั้ง 2 ตัว ระยะทางระหว่างเราเตอร์กับ ATM Switch เท่ากับ 500 กิโลเมตร และระยะทางระหว่างสวิตช์ ATM ทั้ง 2 เท่ากับ 2000 กิโลเมตร

รูปที่ 4.2 แสดงแบบจำลอง Peer to Peer 5 Routers ที่ส่งข้อมูล 1 TCP ต่อเราเตอร์ 1 ตัว ซึ่งเป็นแบบจำลอง Peer to Peer แบบง่ายที่สุดที่นำมาทดสอบการทำงานของอัลกอริทึมต่างๆ ของบริการ GFR บนโครงข่าย ATM

### 1.3. แบบจำลอง Chain

โครงข่ายแบบ Chain ใช้ศึกษากรณีที่แหล่งกำเนิดแต่ละแหล่งมีการส่งผ่านข้อมูลในโครงข่ายโดยมีการประวิงเวลาไม่เท่ากัน มีการแทรกเข้าออกของข้อมูลต้นทางและปลายทาง เป็นโครงข่ายที่มีการส่ง ข้อมูลของช่องสัญญาณเสมือนหลายๆ ช่องร่วมกันในสายส่งเส้นเดียวกัน โดยมีช่องสัญญาณเสมือนบางช่องที่มีปลายทางออกกลางทาง และมีช่องสัญญาณเสมือนบางช่องที่มีต้นทางเข้าที่กลางทาง โครงข่ายที่ใช้ทดสอบมีลักษณะดังรูปที่ 4.3

แบบจำลอง Chain เป็นแบบจำลองหนึ่งที่ใช้ทดสอบอัลกอริทึมแบบต่างๆ กับโครงข่ายที่มีปัญหา ข่ายเชื่อมโยงเป็นคอขวด มีการแทรกเข้าและออกของข้อมูลต้นทางและปลายทาง ใช้ทดสอบว่า Transmission Delay จะมีผลอย่างไรกับโครงข่าย โดยแบบจำลอง Chain จะมีแหล่งกำเนิดที่ส่งข้อมูลผ่านหลายสวิตช์หลาย Hop (เราเตอร์ตัวที่ 1 ถึง 10) กับแหล่งกำเนิดที่ส่งข้อมูลเพียง Hop เดียว (เราเตอร์ตัวที่ 11 ถึง 20) ดังแสดงในรูปที่ 4.3 ข้อกำหนดต่างๆ ของแบบจำลอง Chain จะเหมือนกับข้อกำหนดของแบบจำลอง Peer to Peer 5 Routes



รูปที่ 4.3 แบบจำลอง Chain



โครงข่ายนี้มีต้นทางและปลายทางทั้งหมด 4 กลุ่มส่งข้อมูลอย่างเต็มที่ผ่านสวิทช์ 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 ขนาดบัฟเฟอร์ในสวิทช์แต่ละตัวเป็น 16,000 เซลล์ ค่า MCR ที่ใช้ในการจำลองแบบเท่ากับ 85% ของแบนด์วิดท์ข่ายเชื่อมโยง แบ่งเป็นกลุ่ม (กลุ่ม A, กลุ่ม B, กลุ่ม C และกลุ่ม D) ช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่องมีค่า MCR เป็น 4.25 Mbps (สำหรับช่องสัญญาณเสมือน 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 (สำหรับช่องสัญญาณเสมือน A4, B4, C4 และ D4) และ 21.25 Mbps (สำหรับช่องสัญญาณเสมือน A5, B5, C5 และ D5) ตามลำดับ

ในงานวิจัยนี้นอกจากจะทดสอบการทำงานของแบบจำลองทั้งสองที่กล่าวมา ซึ่งมีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกที่เป็นบริการ GFR แบบ Greedy Source ส่งข้อมูลต่อเนื่องตลอดเวลาทั้งหมดในโครงข่ายแล้วยังทดสอบการทำงานของแบบจำลองในกรณีที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกทั้งที่เป็นบริการ GFR และ  $\pi$ -VBR ในโครงข่ายแบบ WAN ด้วย โดยแหล่งกำเนิดทราฟฟิกที่เป็นบริการ  $\pi$ -VBR เป็นแหล่งกำเนิดทราฟฟิกที่มีลำดับความสำคัญสูงกว่าแหล่งกำเนิดทราฟฟิกที่เป็นบริการ GFR ดังที่กล่าวมาแล้วในบทที่ 2 แหล่งกำเนิดทราฟฟิกที่เป็นบริการ  $\pi$ -VBR เป็นแหล่งกำเนิดทราฟฟิกที่จะมาแย่งใช้แบนด์วิดท์ในโครงข่ายจากแหล่งกำเนิดที่เป็นบริการ GFR ในการจำลองแบบจะมีการเพิ่มจำนวนแหล่งกำเนิดมากขึ้น โดยมีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกที่เป็นบริการ  $\pi$ -VBR เพิ่มเข้าไปสวิทช์ละ 1 แหล่งในแบบจำลอง Peer to Peer 5 Routers ส่วนแบบจำลอง Chain จะเพิ่มแหล่งกำเนิดทราฟฟิกที่เป็นบริการ  $\pi$ -VBR เข้าไปในต้นทางกลุ่มต่างๆ (กลุ่ม A, กลุ่ม B, กลุ่ม C และกลุ่ม D) กลุ่มละ 1 แหล่งกำเนิด และกำหนดแบนด์วิดท์สำหรับการรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุดให้กับแหล่งกำเนิดทราฟฟิกที่เป็นบริการ GFR เป็น 50% ของความจุข่ายเชื่อมโยงสูงสุด ส่วนแหล่งกำเนิดทราฟฟิกที่เป็นบริการ  $\pi$ -VBR มีแบนด์วิดท์เป็น 35% ของความจุข่ายเชื่อมโยงสูงสุด ถ้าแหล่งกำเนิดทราฟฟิกที่เป็นบริการ  $\pi$ -VBR ไม่ส่งข้อมูล แหล่งกำเนิดทราฟฟิกของบริการ GFR จะส่งข้อมูลจำนวนมาจนกระทั่งถึงช่วงเวลาที่แหล่งกำเนิดไม่สามารถส่งข้อมูลได้ เพราะไม่มีที่ว่างในบัฟเฟอร์

## 2. การหาสมรรถนะของ TCP

ก่อนที่จะกล่าวถึงการหาสมรรถนะของ TCP เราจะกล่าวถึงโครงสร้าง Protocol Data Unit (PDU) ของแต่ละชั้นก่อนเพื่อทราบถึงสถาปัตยกรรมในแต่ละชั้นและวิธีการคำนวณหาสมรรถนะ โดยโครงสร้าง PDU ในแต่ละชั้นแสดงดังรูปที่ 4.4



$$\text{ประสิทธิภาพ} = \frac{\text{ผลรวมวิสัยสามารถของ TCP}}{\text{วิสัยสามารถของ TCP ที่มากที่สุดที่เป็นไปได้}} \quad (4.1)$$

หรือเขียนใหม่ได้ดังนี้

$$\text{Efficiency} = \frac{\sum_{i=1}^N X_i}{C} \quad (4.2)$$

ค่าวิสัยสามารถของ TCP ( $X_i$ ) เกิดจากการวัดที่ชั้น TCP ของปลายทาง ค่าวิสัยสามารถคือ จำนวนไบต์ทั้งหมดที่ปลายทางรับได้ (ไม่รวมการส่งแพ็กเก็ตใหม่และแพ็กเก็ตสูญหาย) หากด้วยเวลาทั้งหมดที่มีการต่อ ค่าวิสัยสามารถที่เป็นไปได้มากที่สุดของ TCP ( $C$ ) คือค่าวิสัยสามารถที่ชั้น TCP ได้รับเมื่อส่งข้อมูลไปบนโครงข่ายที่มีความจุของสายส่งเป็น  $R$  ในงานวิจัยนี้ส่วนใหญ่จะใช้ขนาดแพ็กเก็ตของ TCP (MSS) เท่ากับ 1,460 ไบต์ ซึ่งเป็นขนาดแพ็กเก็ตที่ใช้ส่งในระบบ Ethernet LAN ฉะนั้นเราจะหาวิสัยสามารถที่เป็นไปได้มากที่สุดของ TCP ดังนี้

เมื่อโพรโทคอล TCP ทำงานอยู่บนบริการ 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 เพื่อทำให้ค่าวิสัยสามารถเหมาะสมตามค่า MCR ของการต่อทุกๆ ครั้งของ TCP ที่มีการส่งข้อมูลอย่างต่อเนื่องบนโครงข่าย ATM กำหนดให้ค่าความยุติธรรมใช้เป็นดัชนี Fairness Index (F) ซึ่งค่า Fairness Index เป็นฟังก์ชันของความแปรปรวนของวิสัยสามารถของ TCP [4,8-15] โดยเขียนเป็นสมการที่ (4.3) ได้ดังนี้

$$\text{Fairness Index} = \frac{\left( \sum_{i=1}^N \frac{X_i}{f_i} \right)^2}{N \times \sum_{i=1}^N \left( \frac{X_i}{f_i} \right)^2} \quad (4.3)$$

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 แสดงว่าช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่องมีความยุติธรรมในการส่งข้อมูลสูงสุด

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

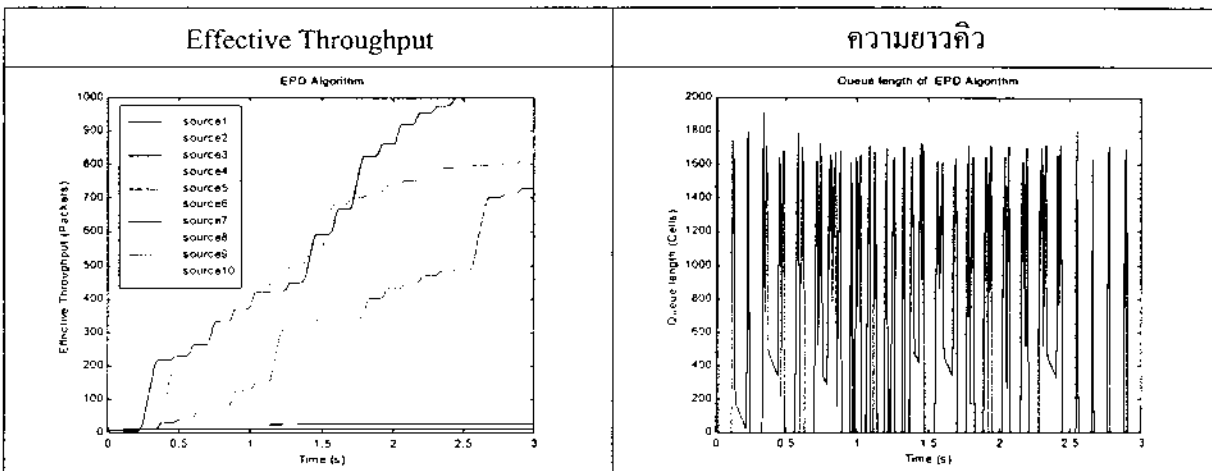
แบบจำลอง Chain กำหนดให้ค่า  $f_i$  เมื่อ MCR = 85% สำหรับช่องสัญญาณเสมือน A1, B1, C1 และ D1 เท่ากับ 10 Mbps, สำหรับช่องสัญญาณเสมือน A2, B2, C2 และ D2 เท่ากับ 20 Mbps, สำหรับช่องสัญญาณเสมือน A3, B3, C3 และ D3 เท่ากับ 30 Mbps, สำหรับช่องสัญญาณเสมือน A4, B4, C4 และ D4 เท่ากับ 40 Mbps และสำหรับช่องสัญญาณเสมือน 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

### 3. ผลการทดสอบแบบจำลองการทำงานโดยที่แหล่งกำเนิดเป็นแบบส่งต่อเนื่อง (persistent) และแบบเบิรสต์ (burst) ในโครงข่าย LAN

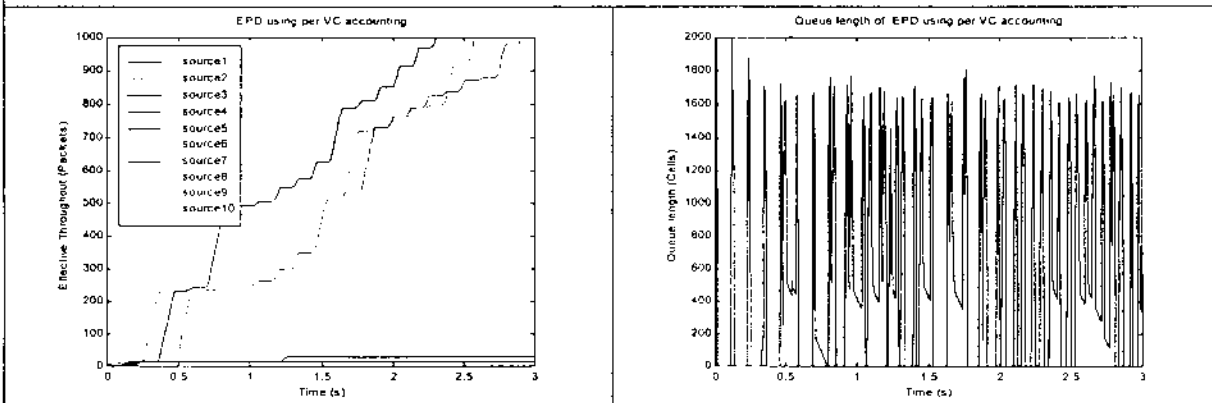
แหล่งกำเนิดที่มีการส่งข้อมูลเป็นแบบเบิรสต์ คือแหล่งกำเนิดที่มีการส่งข้อมูลเป็นช่วงๆ บางช่วงมีการส่งข้อมูลและบางช่วงไม่มีการส่งข้อมูล โดยในการจำลองการทำงานในส่วนนี้จะมีแหล่งกำเนิดที่เป็นแบบส่งต่อเนื่องและแบบส่งเป็นช่วงๆ ซึ่งจะเป็นการทดสอบถึงการปรับตัวในการส่งข้อมูลของแหล่งกำเนิดที่ส่งข้อมูลต่อเนื่องเมื่อมีแหล่งกำเนิดที่ส่งข้อมูลเป็นเบิรสต์ แบบจำลองที่ใช้ในการทดสอบนี้เป็นแบบจำลองในรูปที่ 4.2 โดยใช้แหล่งกำเนิดทั้งหมด 10 แหล่ง แหล่งกำเนิดที่ 1 ถึง 5 เป็นแหล่งกำเนิดแบบเบิรสต์ และแหล่งกำเนิดที่ 6 ถึง 10 เป็นแหล่งกำเนิดที่ส่งข้อมูลต่อเนื่อง โดยช่วงเวลาที่มีการส่งข้อมูลของแหล่งกำเนิดแบบเบิรสต์จะส่งข้อมูล 100 KB และช่วงเวลาไม่ส่งข้อมูลของแหล่งกำเนิดแบบเบิรสต์จะมีค่าเป็น 1 วินาที ซึ่งแหล่งกำเนิดทั้งสองแบบนี้จะถูกควบคุมการส่งข้อมูลเข้าไปในโครงข่ายโดย TCP อีกทีหนึ่ง TCP จะใช้ window เป็นกลไกในการควบคุมการส่งข้อมูล ตารางที่ 4.1 แสดงผลการจำลองการทำงานของอัลกอริทึม โดยมีแหล่งกำเนิดที่ส่งข้อมูลต่อเนื่องและส่งข้อมูลเป็นเบิรสต์ ในโครงข่ายแบบ LAN รูปที่ 4.5 แสดง Effective Throughput ของอัลกอริทึมที่มีแหล่งกำเนิดส่งข้อมูลต่อเนื่องและส่งข้อมูลแบบเบิรสต์ ในโครงข่ายแบบ LAN

ตารางที่ 4.1 ผลการจำลองของแบบจำลอง Peer to Peer โดยที่แหล่งกำเนิดเป็นแบบส่งข้อมูลต่อเนื่องและแบบเบิร์ต ในโครงข่ายแบบ LAN

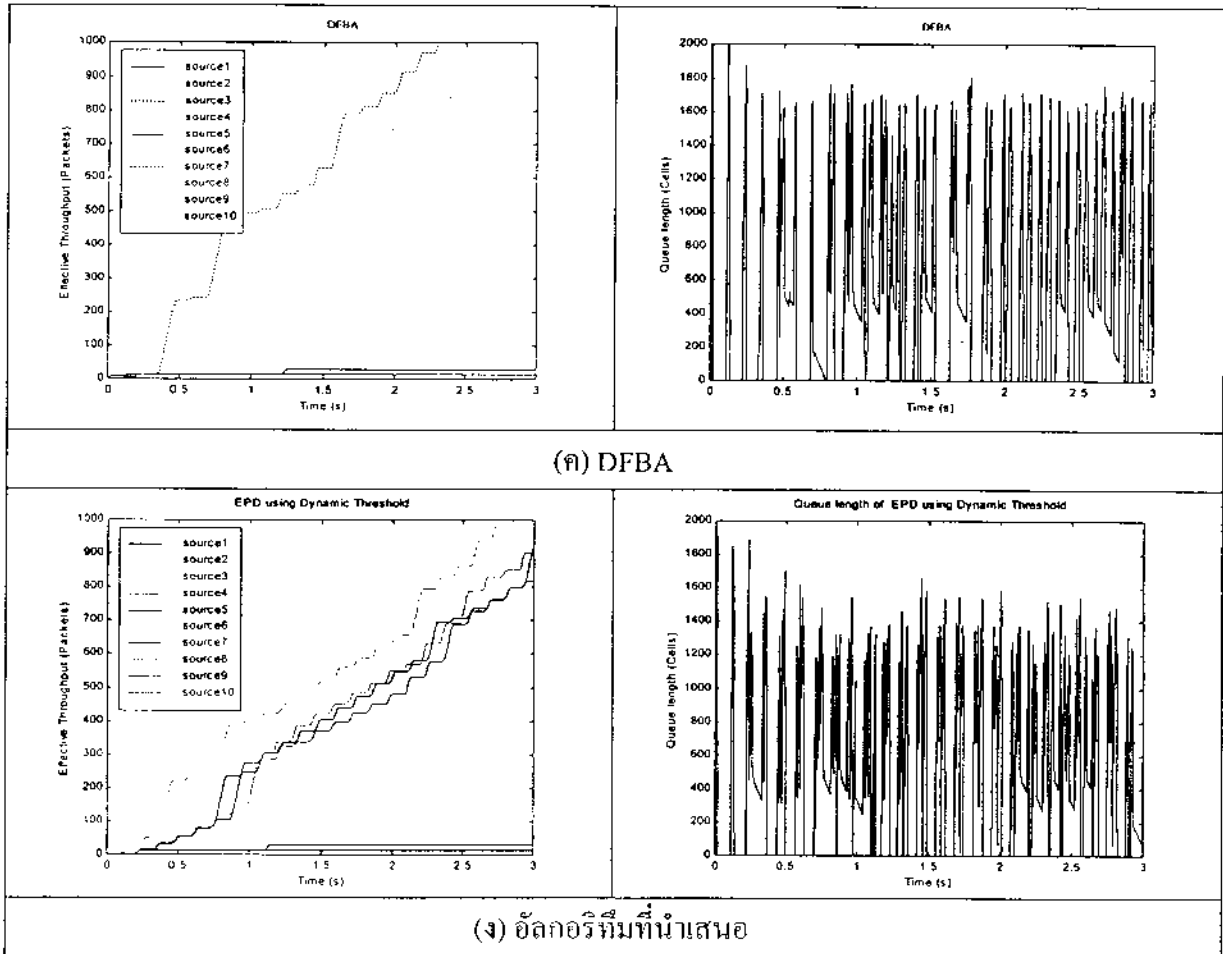
Algorithm	Double-EPD	Double-EPD with per VC Accounting	DFBA	Propose
Total Throughput (Mbps)	92.99	103.02	103.9	104.7
Efficiency (%)	68.69	76.10	76.50	77.35
Fairness Index	0.897	0.955	0.930	0.981



(ก) อัลกอริทึม Early Packet Discard



(ข) อัลกอริทึม EPD ที่ใช้ per-VC accounting



รูปที่ 4.5 Effective Throughput และความยาว โดยที่แหล่งกำเนิดเป็นแบบส่งข้อมูลต่อเนื่องและแบบเบิรสต์ ในโครงข่าย LAN

#### 4. วิเคราะห์ผลการทดสอบแบบจำลองการทำงานโดยที่แหล่งกำเนิดเป็นแบบส่งต่อเนื่องและแบบเบิรสต์ ในโครงข่าย LAN

สำหรับผลการจำลองการทำงานที่มีแหล่งกำเนิดเป็นแบบส่งข้อมูลต่อเนื่องตลอดเวลาและแบบเบิรสต์ จะพบว่าประสิทธิภาพของ TCP ลดต่ำกว่าผลการจำลองที่มีแหล่งกำเนิดเป็นแบบส่งข้อมูลต่อเนื่องตลอดเวลา เนื่องจากบางช่วงเวลาของแหล่งกำเนิดแบบเบิรสต์หยุดส่งข้อมูล ทำให้มีช่วงเวลาที่ไม่มีข้อมูลส่งเข้ามาที่โครงข่าย และอีกสาเหตุหนึ่งที่ทำให้ประสิทธิภาพของ TCP ลดลงเพราะสวิตช์ทำการทิ้งเซลล์ของแพ็กเกจออกจากสวิตช์พร้อมๆกันหลายๆแหล่งกำเนิดและในขณะนั้นแหล่งกำเนิดแบบเบิรสต์อยู่ในช่วงเวลาที่ไม่มีส่งข้อมูล จึงทำให้ความยาวคิวในบัฟเฟอร์ของสวิตช์ลดต่ำลงอย่างรวดเร็ว ดังแสดงในรูปที่ 4.5

แหล่งกำเนิดที่เป็นแบบเบิร์ตในช่วงเวลาที่ส่งข้อมูลจะส่งข้อมูล 100 Kbytes และเมื่อส่งข้อมูลครบแล้วก็จะหยุดส่งข้อมูลเป็นเวลา 1 วินาที โดยข้อมูล 100 Kbytes เมื่อส่งเข้าไปในชั้น TCP จะแบ่งเป็นแพ็กเก็ตได้ทั้งหมด 13 แพ็กเก็ต จากรูปที่ 4.5 จะมีแหล่งกำเนิดแบบเบิร์ตที่สามารถส่งข้อมูลได้เพียง 1 ครั้งหรือเพียง 13 แพ็กเก็ตเท่านั้นและบางแหล่งกำเนิดแบบเบิร์ตสามารถส่งข้อมูลได้ 2 ครั้ง สาเหตุที่แหล่งกำเนิดแบบเบิร์ตไม่สามารถส่งข้อมูลได้เท่ากันเพราะในช่วงเวลาที่ส่งข้อมูลของแหล่งกำเนิดแบบเบิร์ต ความยาวคิวในบัฟเฟอร์ของสวิตช์มากขึ้นกว่าจุดเริ่มเปลี่ยนด้านสูง ทำให้แพ็กเก็ตของแหล่งกำเนิดแบบเบิร์ตถูกทิ้งออกไปที่สวิตช์ ส่วนแหล่งกำเนิดแบบเบิร์ตที่สามารถส่งข้อมูลได้มากกว่า 1 ครั้งเพราะแพ็กเก็ตของแหล่งกำเนิดแบบเบิร์ตส่งเข้าไปในสวิตช์ในช่วงจังหวะเวลาที่มีเนื้อที่ว่างอยู่ในบัฟเฟอร์ของสวิตช์พอดี จึงทำให้แพ็กเก็ตของแหล่งกำเนิดแบบเบิร์ตไม่ถูกทิ้งออกไปจากสวิตช์ เมื่อพิจารณาถึงความเท่าเทียมกันของผลการจำลองที่มีแหล่งกำเนิดเป็นแบบเบิร์ตและแบบส่งข้อมูลต่อเนื่องตลอดเวลา งานวิจัยนี้จะศึกษาค่าความเท่าเทียมกันเฉพาะแหล่งกำเนิดที่ส่งข้อมูลต่อเนื่องตลอดเวลาเท่านั้น เนื่องจากในอัลกอริทึม EPD ไม่มีการนับจำนวนเซลล์ที่อยู่ในสวิตช์ทำให้ไม่รู้ว่า VC ใดมีการใช้งานมากหรือน้อย และควรจะทิ้งแพ็กเก็ตของ VC ใดเมื่อโครงข่ายเกิดความคับคั่งทำให้อัลกอริทึม EPD ทำการทิ้งแพ็กเก็ตแบบสุ่ม จึงทำให้ความเท่าเทียมกันต่ำ อัลกอริทึม EPD ที่ใช้เทคนิค per-VC accounting มีการนับจำนวนเซลล์ในบัฟเฟอร์ของสวิตช์ทำให้รู้ว่า VC ใดมีการใช้งานมากหรือน้อย จึงทำให้ค่าความเท่าเทียมกันดีขึ้นกว่าอัลกอริทึม EPD ที่ใช้เทคนิค per-VC accounting 5.77% ส่วนอัลกอริทึมที่นำเสนอซึ่งใช้เทคนิคจุดเริ่มเปลี่ยนพลวัตเป็นอัลกอริทึมหนึ่งที่มีการนับจำนวนเซลล์ที่เข้ามาในบัฟเฟอร์ของสวิตช์และมีการแบ่งแบนด์วิดท์ของแหล่งกำเนิดแบบเบิร์ตขณะอยู่ในช่วงหยุดส่งข้อมูลมาให้แหล่งกำเนิดแบบส่งข้อมูลต่อเนื่องตลอดเวลา จึงทำให้อัลกอริทึมที่นำเสนอสามารถปรับปรุงประสิทธิภาพของ TCP และความเท่าเทียมกันในการส่งข้อมูลให้ดีขึ้นกว่าอัลกอริทึม EPD อัลกอริทึม EPD ที่ใช้เทคนิค per-VC accounting และ DFBA โดยอัลกอริทึมที่นำเสนอมีประสิทธิภาพดีกว่าอัลกอริทึม EPD และ อัลกอริทึม EPD ที่ใช้เทคนิค per-VC accounting ประมาณ 8.66% และ 1.25% ตามลำดับ ส่วนค่าความเท่าเทียมกันของอัลกอริทึมที่นำเสนอมากกว่าอัลกอริทึม EPD และ อัลกอริทึม EPD ที่ใช้เทคนิค per-VC accounting 8.36% และ 2.59% ตามลำดับ

##### 5. ผลการทดสอบแบบจำลองโครงข่าย Peer to Peer 5 Routers

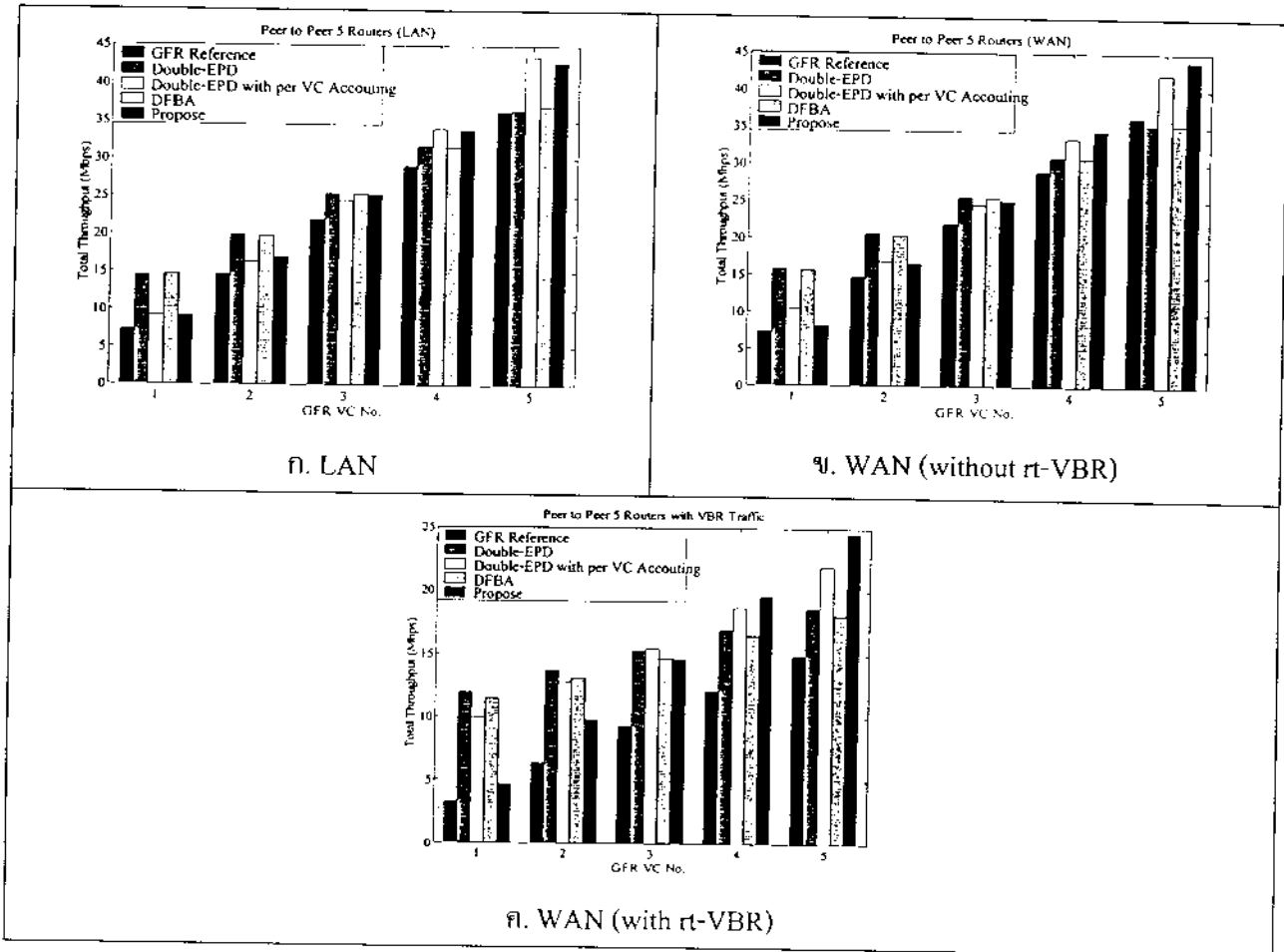
ในส่วนนี้จะทดสอบกับแหล่งกำเนิดทราฟฟิกที่เป็นบริการ GFR ที่มีการส่งข้อมูลต่อเนื่องตลอดเวลาเป็นจำนวน 100 แหล่งกำเนิด ซึ่งมีแหล่งกำเนิด TCP จำนวน 20 แหล่งส่งข้อมูลในช่องสัญญาณเสมือนช่องเดียวกัน และบัฟเฟอร์ในสวิตช์มีขนาดจำกัด โดยในการจำลองแบบนี้ให้ขนาดบัฟเฟอร์มีค่า 16,000 เซลล์ ระดับจุดเริ่มเปลี่ยน HBO ของอัลกอริทึม Double-EPD, อัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per-VC accounting, DFBA และอัลกอริทึมที่นำเสนอมีค่าเป็น 14,400 เซลล์ และระดับ

จุดเริ่มเปลี่ยน LBO มีค่าเป็น 2,000 เซลล์ นอกจากนั้นงานวิจัยนี้จะทดสอบการปรับตัวในการส่งข้อมูลของแหล่งกำเนิด TCP ในบริการ GFR ที่ส่งข้อมูลอย่างต่อเนื่องตลอดเวลา (คงที่) เมื่อมีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกจากบริการอื่นๆ ซึ่งมีลำดับความสำคัญสูงกว่า เข้ามาแย่งใช้แบนด์วิดท์จากแหล่งกำเนิด TCP ของบริการ GFR โดย แหล่งกำเนิดที่ใช้ในกรณีนี้คือแหล่งกำเนิดทราฟฟิกที่เป็นบริการ 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 ตามลำดับ ผลการทดสอบแสดงดังรูปที่ 4.6

ตารางที่ 4.2 เปรียบเทียบผลการจำลองแบบสำหรับแบบจำลอง Peer to Peer 5 Routers

Algorithm	Double-EPD	Double-EPD with per VC Accounting	DFBA	Propose
<b>LAN:</b>				
Total Throughput (Mbps)	127.98	127.54	128.40	128.25
Efficiency (%)	96.63	96.29	96.94	96.83
Fairness Index	0.933	0.998	0.930	0.999
<b>WAN: (without rt-VBR)</b>				
Total Throughput (Mbps)	128.31	127.43	127.76	128.17
Efficiency (%)	96.87	96.21	96.46	96.76
Fairness Index	0.908	0.991	0.911	0.999
<b>WAN:(with rt-VBR)</b>				
Total Throughput (Mbps)	76.58	78.89	76.20	73.29
Efficiency (%)	57.81	59.56	57.53	55.33
Fairness Index	0.820	0.901	0.825	0.999





รูปที่ 4.6 ผลการทดสอบแบบจำลอง Peer to Peer 5 Routers

6. การวิเคราะห์ผลการทดสอบแบบจำลอง Peer to Peer 5 Routers

แบบจำลอง Peer to Peer 5 Routers นั้น เป็นแบบจำลองที่ใช้ทดสอบกรณีที่แหล่งกำเนิดมีระยะทางหรือเวลาประวิงในการส่งข้อมูลที่แตกต่างกันแต่มีการกำหนดค่า MCR ที่แตกต่างกัน ในช่องสัญญาณเสมือนทั้ง 5 คือ 8.5 Mbps, 17 Mbps, 25.5 Mbps, 34 Mbps และ 42.5 Mbps ตามลำดับ อัลกอริทึมสำหรับการจัดสรรบัพเฟอร์ที่ดีควรมีลักษณะที่ดี 3 ประการ คือ ควรมีค่าวิสัยสามารถสูงกว่าหรือเท่ากับค่า optimum ของ GFR Reference ซึ่งแสดงว่าสามารถรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุดได้ มีค่าประสิทธิภาพของโครงข่ายใกล้เคียง 100 เปอร์เซ็นต์ และควรมีค่า Fairness Index ใกล้เคียงค่า 1

สำหรับผลการจำลองแบบในโครงข่าย LAN พบว่าทุกอัลกอริทึมสามารถรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุดในช่องสัญญาณเสมือนทุกช่อง ได้ สำหรับอัลกอริทึม Double-EPD และอัลกอริทึม DFBA จะให้ค่าวิสัยสามารถสูงกว่า GFR Reference มากในช่องสัญญาณเสมือน GFR VC1 ซึ่งมีค่า MCR เท่ากับ 8.5 Mbps แต่มีแนวโน้มที่จะมีค่าวิสัยสามารถต่ำลงใกล้เคียงกับ GFR Reference ในช่องสัญญาณเสมือนช่อง

อื่นๆ ทำให้ความยุติธรรมในการส่งข้อมูลลดลงเล็กน้อย เมื่อเปรียบเทียบกับอัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting และอัลกอริทึมที่นำเสนอซึ่งค่าวิสัยสามารถสูงกว่า GFR Reference ในช่องสัญญาณเสมือนทุกๆ ช่องตามค่าถ่วงน้ำหนักของ MCR เนื่องจากอัลกอริทึม Double-EPD และ DFBA ใช้การจัดสรรบัพเฟอร์แบบรวมกันสำหรับแพ็กเก็ตที่ถูกแท็กมาจาก UPC ทำให้ช่องสัญญาณเสมือน GFR VC1 ซึ่งมีค่า MCR เท่ากับ 8.5 Mbps มีจำนวนแพ็กเก็ตที่แท็กสูงสุดและแพ็กเก็ตเหล่านี้มีโอกาสเข้าไปในบัพเฟอร์ได้ แต่แพ็กเก็ตที่ถูกแท็กในช่องสัญญาณเสมือน GFR VC5 ซึ่งมี MCR เท่ากับ 42.5 Mbps มีโอกาสที่จะเข้าไปในบัพเฟอร์ได้น้อยกว่า เพราะความยาวคิวรวมเกินจุดเริ่มเปลี่ยน LBO ส่วนอัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting และอัลกอริทึมที่นำเสนอพิจารณาความยาวคิวของแพ็กเก็ตที่ถูกแท็กในระดับช่องสัญญาณเสมือน (per VC) จึงทำให้สามารถรับประกันอัตราการส่งข้อมูลได้ดีในช่องสัญญาณเสมือนทุกๆ ช่อง และมีความยุติธรรมในการส่งข้อมูล

จากตารางที่ 4.2 เมื่อคำนวณค่าวิสัยสามารถ ค่าประสิทธิภาพ และค่า Fairness Index ในกรณีโครงข่าย LAN อัลกอริทึมที่มีค่าวิสัยสามารถและค่าประสิทธิภาพเรียงลำดับจากสูงที่สุดไปต่ำที่สุด ได้แก่ อัลกอริทึม DFBA, อัลกอริทึมที่นำเสนอ, Double-EPD และ Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting ตามลำดับ อัลกอริทึมที่นำเสนอมีค่า Fairness Index สูงที่สุด สามารถปรับปรุงความยุติธรรมจากอัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting, Double-EPD และ DFBA ได้ สำหรับโครงข่าย WAN อัลกอริทึม Double-EPD และอัลกอริทึม DFBA ไม่สามารถรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุดในช่องสัญญาณเสมือน GFR VC5 ได้ ส่วนอัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting และอัลกอริทึมที่นำเสนอสามารถรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุดในช่องสัญญาณเสมือนทุกช่อง และจากตารางที่ 4.2 พบว่าค่าวิสัยสามารถและค่าประสิทธิภาพของอัลกอริทึมทุกแบบมีค่าใกล้เคียงกับในกรณีโครงข่าย LAN แต่มีค่า Fairness Index ลดลง เนื่องจากเวลาประวิงที่สูงขึ้นของโครงข่าย WAN ทำให้แพ็กเก็ตถูกส่งไปถึงบัพเฟอร์ช้าและเกิดการใช้งานบัพเฟอร์ที่สวิตช์ต่ำ จึงมีที่ว่างในบัพเฟอร์มากขึ้นจนมีความยาวคิวในบัพเฟอร์ต่ำกว่าจุดเริ่มเปลี่ยน LBO ได้ และแพ็กเก็ตที่ถูกแท็กมีโอกาสเข้าสู่สวิตช์ได้มากขึ้น ดังนั้นเมื่ออัลกอริทึม F-GCRA ในส่วน UPC แท็กแพ็กเก็ตที่ไม่สมควรได้รับการรับรองบริการ จึงส่งผลให้ช่องสัญญาณเสมือนที่มีค่า MCR ต่ำมีจำนวนแพ็กเก็ตที่ถูกแท็กมาก และแพ็กเก็ตที่ถูกแท็กนี้จะครอบครองที่ว่างในบัพเฟอร์ที่ต่ำกว่าจุดเริ่มเปลี่ยน LBO ทำให้อัลกอริทึม Double-EPD และอัลกอริทึม DFBA ไม่มีความยุติธรรมในการเข้าครอบครองบัพเฟอร์ถึงแม้อัลกอริทึมทั้งสองจะมีการทิ้งแพ็กเก็ตที่ถูกแท็กนี้เมื่อการครอบครองบัพเฟอร์เฉลี่ยเกินจุดเริ่มเปลี่ยน LBO ก็ตาม ส่งผลให้วิสัยสามารถของช่องสัญญาณเสมือนที่มีค่า MCR สูงๆ มีค่าลดลง สำหรับอัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting และอัลกอริทึมที่นำเสนอใช้การลดจำนวนแพ็กเก็ตที่ถูกแท็กในช่องสัญญาณเสมือนที่มีค่า MCR ต่ำๆ เข้าสู่บัพเฟอร์ ดังนั้นจึงมีที่ว่างในบัพเฟอร์มากขึ้น เมื่อแพ็กเก็ตในช่องสัญญาณเสมือนที่มีค่า MCR สูงมาถึงจึงสามารถเข้าสู่บัพเฟอร์ได้ อย่างไรก็ตาม จะพบว่าอัลกอริทึมที่

นำเสนอจะให้ค่า Fairness Index สูงที่สุด คือ 0.999 ดังแสดงในตารางที่ 4.1 โดยสามารถปรับปรุงความยุติธรรมจากอัลกอริทึม Double-EPD, อัลกอริทึม DFBA และอัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting ได้ ซึ่งแสดงให้เห็นว่าในโครงข่าย WAN อัลกอริทึมที่นำเสนอยังคงสามารถส่งข้อมูลได้อย่างยุติธรรมที่สุด

รูปที่ 4.6 (ค) แสดงผลการจำลองแบบการทำงานของแบบจำลอง Peer to Peer 5 Routers โดยที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR และ  $\pi$ -VBR ในโครงข่าย WAN พบว่าอัลกอริทึมทุกแบบสามารถรับประกันอัตราการบริการต่ำที่สุดได้ แต่ค่าวิสัยสามารถของอัลกอริทึมแต่ละแบบมีค่าลดลง เนื่องจากช่องสัญญาณเสมือนที่ส่งทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ถูกแย่งใช้แบนด์วิดท์ไป 35% ของข่ายเชื่อมโยงสูงสุด แต่สิ่งที่น่าสังเกตคือ จากตารางที่ 4.2 พบว่าค่า Fairness Index ของอัลกอริทึม Double-EPD, อัลกอริทึม DFBA และอัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting มีค่าลดลง เนื่องจากเซลล์ของแหล่งกำเนิดทราฟฟิกของบริการ  $\pi$ -VBR ได้รับการจัดสรรบัพเฟอร์ก่อนเซลล์ของแหล่งกำเนิดทราฟฟิกที่เป็นบริการ GFR เสมอ ดังนั้นจึงเกิดการสูญหายของเซลล์ของแหล่งกำเนิดทราฟฟิกของบริการ GFR ที่ไม่ถูกแท็ก ทำให้ค่าประสิทธิภาพและ Fairness Index มีค่าลดลง โดยค่าประสิทธิภาพเรียงจากมากไปน้อยคือ อัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting, Double-EPD, DFBA อัลกอริทึมที่นำเสนอ ถึงแม้ว่าอัลกอริทึมที่นำเสนอจะมีประสิทธิภาพต่ำที่สุด เนื่องจากอัลกอริทึมที่นำเสนอแบ่งระดับการครอบครองบัพเฟอร์ของเซลล์ที่ถูกแท็กตามค่า MCR และมีการจองแบนด์วิดท์ที่เหลือไว้สำหรับเซลล์ GFR ที่ไม่ได้รับการแท็ก แต่มีผลทำให้ค่า Fairness Index สูงที่สุด

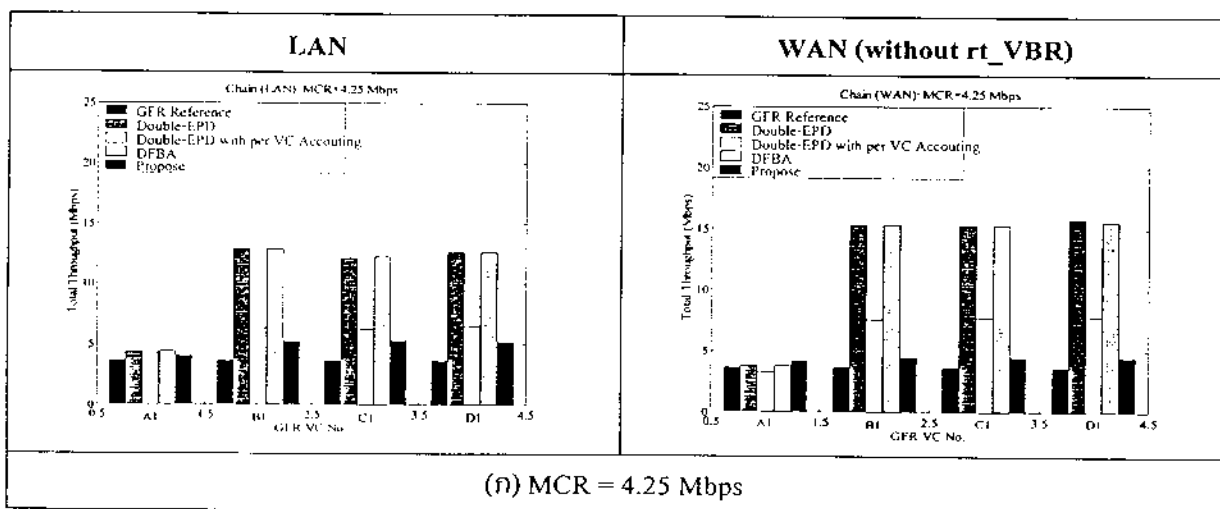
## 7. ผลการทดสอบแบบจำลองโครงข่าย Chain

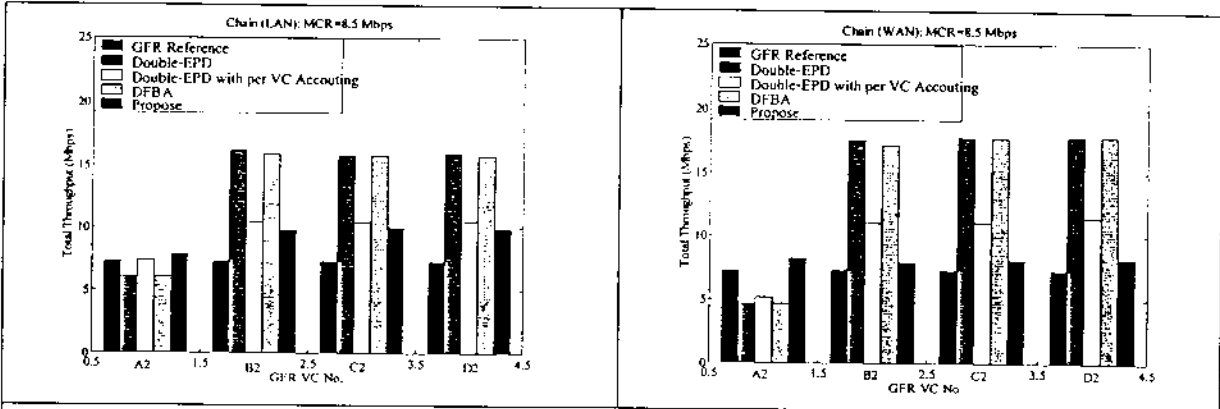
ในส่วนนี้เป็นการจำลองแบบการทำงานของโครงข่าย Chain ซึ่งใช้ศึกษาถึงผลกระทบของแหล่งกำเนิดที่มีการประวิงเวลาไม่เท่ากัน และมีการแทรกเข้าออกของแหล่งกำเนิดในระหว่างเส้นทางและปลายทาง ดังนั้นในโครงข่ายจึงมีทั้งทราฟฟิกที่ผ่านหลายข่ายเชื่อมโยงและทราฟฟิกที่ผ่านเพียงข่ายเชื่อมโยงเดียว ทราฟฟิกที่ผ่านหลายข่ายเชื่อมโยงจะมีการประวิงเวลามากกว่าทราฟฟิกที่ผ่านข่ายเชื่อมโยงเดียว ในการจำลองแบบใช้แหล่งกำเนิดทราฟฟิกที่เป็นบริการ GFR ที่มีการส่งข้อมูลคงที่อย่างต่อเนื่องตลอดเวลา โดย TCP จะควบคุมการส่งข้อมูลเข้าไปในโครงข่ายของแหล่งกำเนิด ในการจำลองแบบนี้กำหนดให้ขนาดบัพเฟอร์มีค่าเป็น 16,000 เซลล์ ระดับจุดเริ่มเปลี่ยน HBO มีค่าเป็น 14,400 เซลล์ (90%ของขนาดบัพเฟอร์) และระดับจุดเริ่มเปลี่ยน LBO มีค่าเป็น 2,000 เซลล์ สำหรับการทดสอบแบบจำลอง Chain ในโครงข่าย WAN ที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR และ  $\pi$ -VBR แบบจำลอง Chain จะมีแหล่งกำเนิดทั้งหมด 404 แหล่งกำเนิด แหล่งกำเนิดที่ 1 ถึง 400 เป็นแหล่งกำเนิดทราฟฟิกที่เป็นบริการ GFR ส่งข้อมูลคงที่ต่อเนื่องตลอดเวลา ส่วนแหล่งกำเนิดที่ 401 ถึง 404 เป็นแหล่งกำเนิด ทราฟฟิกที่เป็นบริการ  $\pi$ -VBR แหล่งกำเนิดทราฟฟิกที่เป็นบริการ  $\pi$ -VBR มีช่วงเวลาที่

ส่งข้อมูลและหยุดส่งข้อมูล ช่วงเวลาที่ส่งข้อมูลได้จะส่งข้อมูลเป็น 35 เปอร์เซ็นต์ของความจุโครงข่าย ผลการทดสอบแสดงดังรูปที่ 4.7 และรูปที่ 4.8

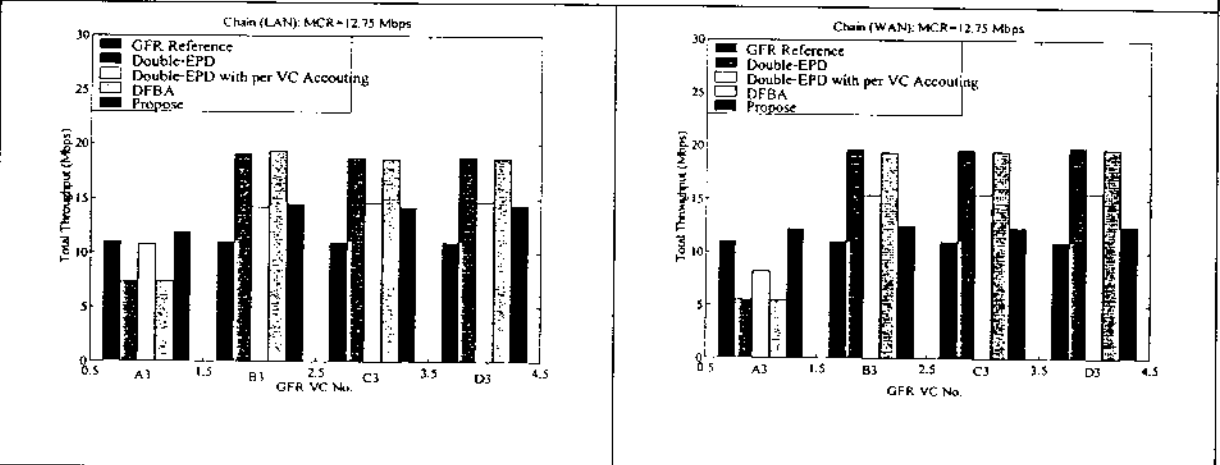
ตารางที่ 4.3 เปรียบเทียบผลการจำลองแบบสำหรับแบบจำลอง Chain

Algorithm	Double-EPD	Double-EPD with per VC Accounting	DFBA	Propose
<b>LAN:</b>				
Total Throughput (Mbps)	131.98	128.04	131.97	130.94
Efficiency (%)	99.64	96.66	99.64	98.86
Fairness Index	0.739	0.965	0.740	0.988
<b>WAN: (without rt-VBR)</b>				
Total Throughput (Mbps)	131.32	127.19	129.30	129.85
Efficiency (%)	99.15	96.03	97.62	98.03
Fairness Index	0.683	0.916	0.678	0.991
<b>WAN: (with rt-VBR)</b>				
Total Throughput (Mbps)	80.45	76.01	77.32	77.81
Efficiency (%)	60.74	57.39	58.37	58.74
Fairness Index	0.475	0.540	0.468	0.634

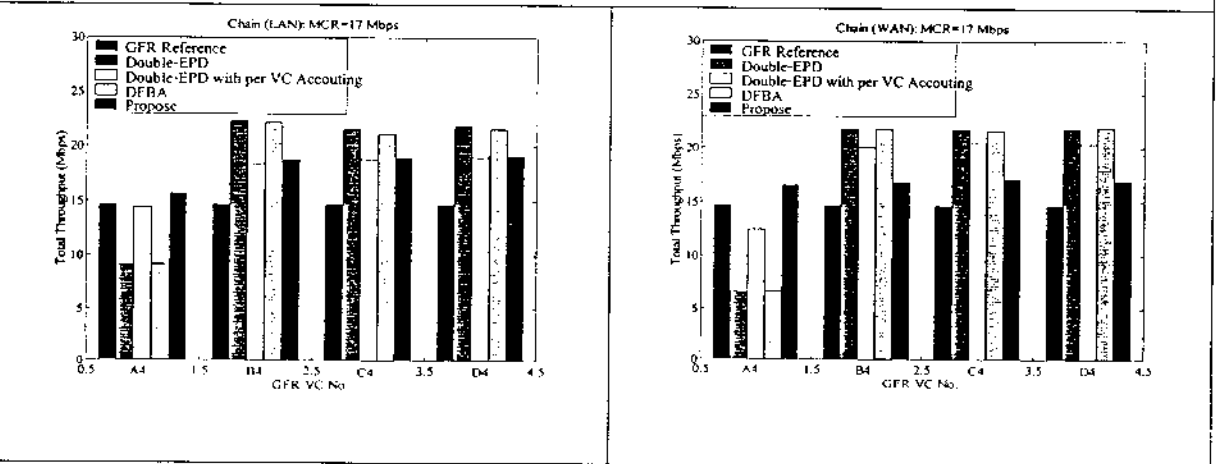




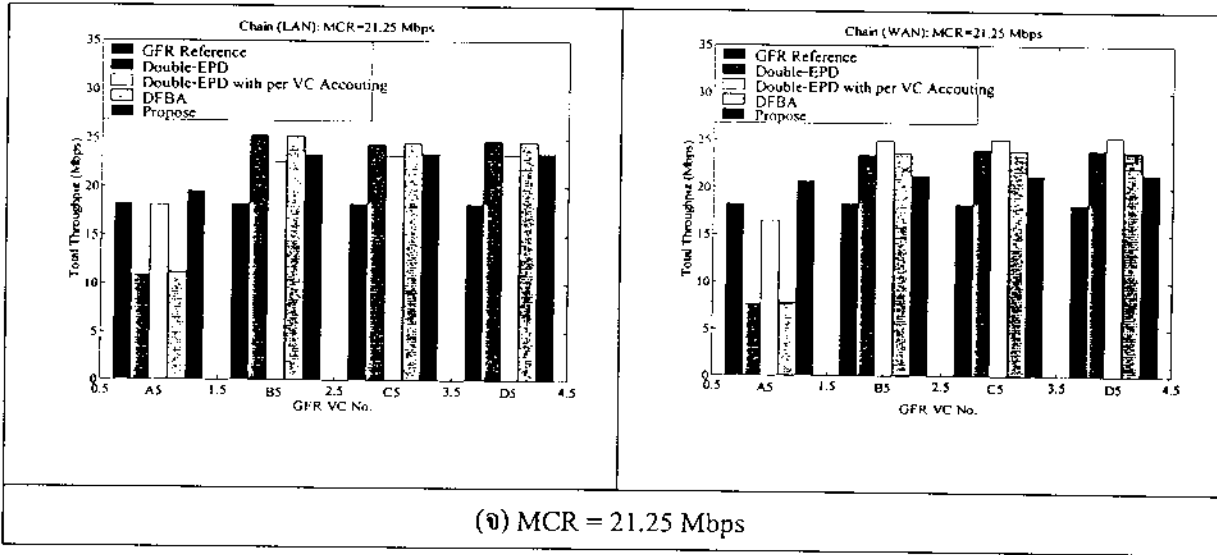
(u) MCR = 8.5 Mbps



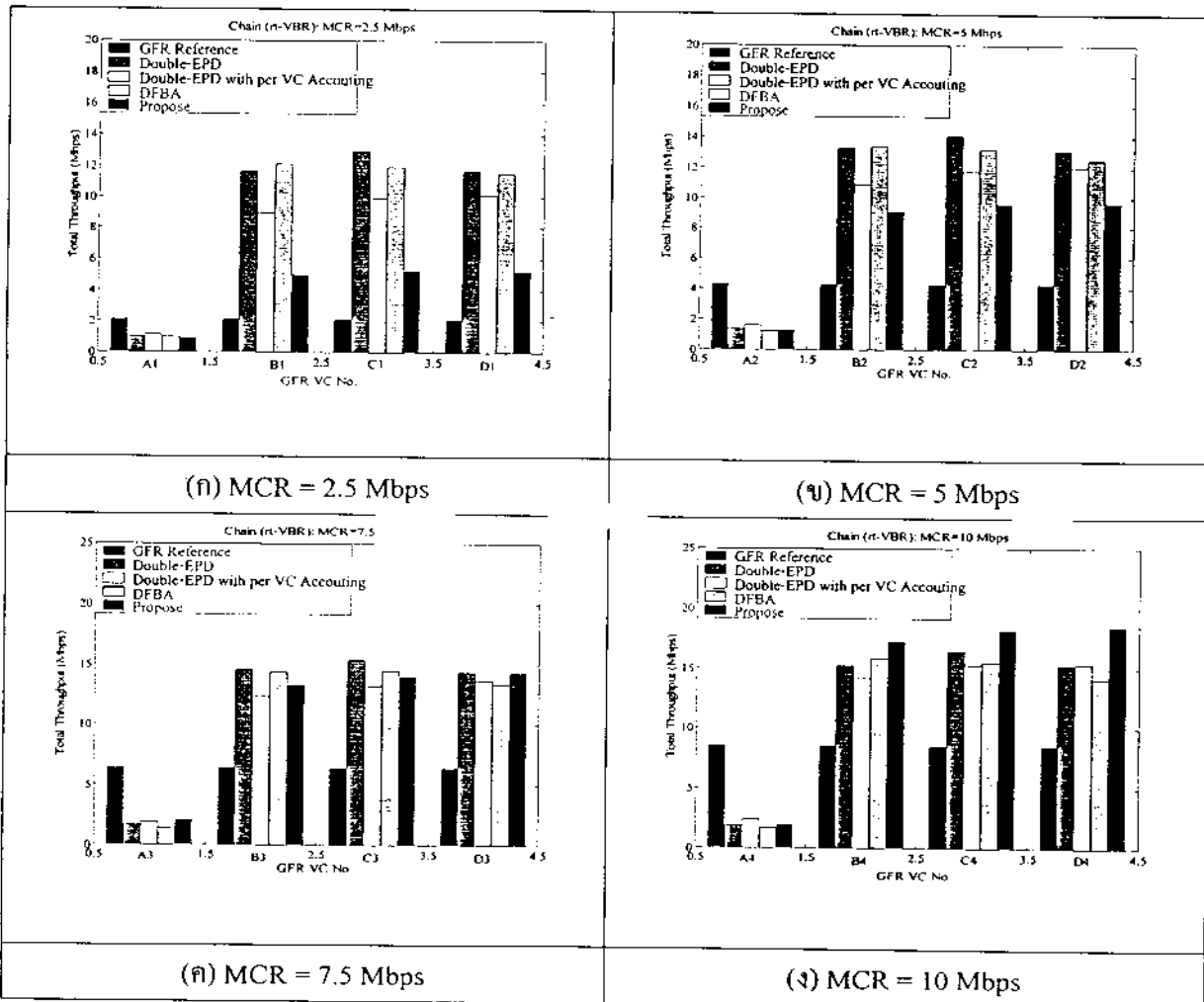
(v) MCR = 12.75 Mbps

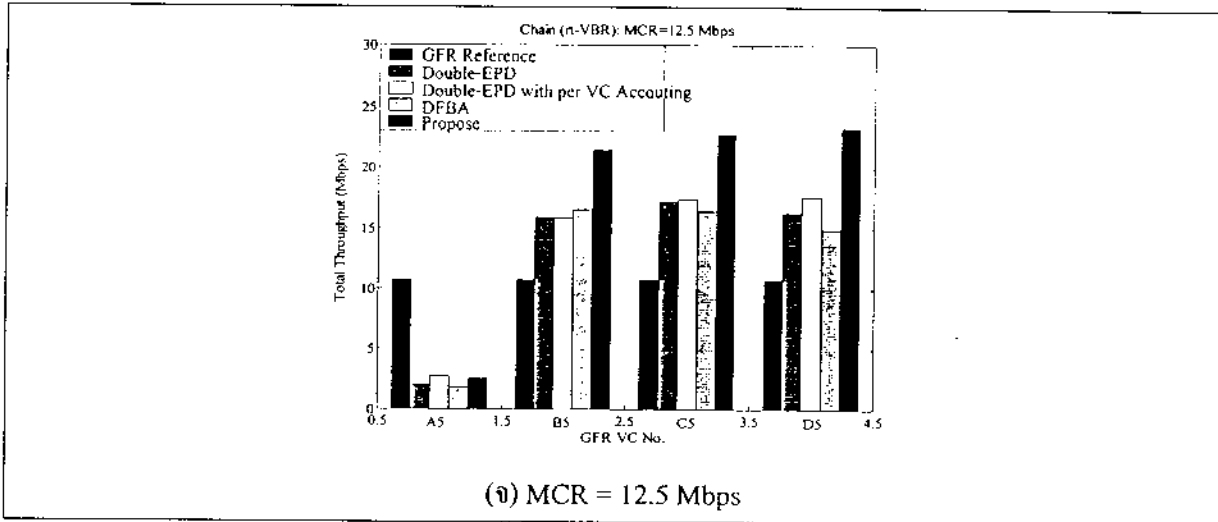


(w) MCR = 17 Mbps



รูปที่ 4.7 ผลการทดสอบแบบจำลอง Chain ที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ทั้งหมด ในโครงข่าย LAN และ WAN





รูปที่ 4.8 ผลการทดสอบแบบจำลอง Chain ที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR และ n-VBR ในโครงข่าย WAN

#### 8. การวิเคราะห์ผลการทดสอบแบบจำลองโครงข่าย Chain

เมื่อโครงข่ายเป็นแบบ LAN จากผลการจำลองแบบของอัลกอริทึม Double-EPD, Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting, DFBA และอัลกอริทึมที่นำเสนอ พบว่าแหล่งกำเนิดจากเราเตอร์กลุ่ม A คือเราเตอร์ A1 ถึง เราเตอร์ A5 ดังในรูปที่ 4.3 ซึ่งมีค่าประวิงเวลามากที่สุดเพราะต้องส่งข้อมูลผ่านหลาย Hop มีค่า Total Throughput น้อยกว่าแหล่งกำเนิดอื่นๆ ซึ่งมีค่าประวิงเวลาน้อยและส่งข้อมูลผ่านเพียง 1 Hop เท่านั้น ด้วยสาเหตุนี้จึงเป็นผลทำให้ อัลกอริทึม Double-EPD มีค่าความยุติธรรม (Fairness) ในการส่งข้อมูลต่ำกว่าอัลกอริทึมอื่นๆ ไปด้วย คือมีค่า Fairness Index เป็น 0.74 และอัลกอริทึมอัลกอริทึมที่นำเสนอมีความยุติธรรมในการส่งข้อมูลสูงที่สุดเป็น 0.99 อัลกอริทึมที่นำเสนอสามารถปรับปรุงความยุติธรรมของอัลกอริทึม Double-EPD, DFBA และ Double-EPD เนื่องจากอัลกอริทึมที่นำเสนอและ Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting จะมีการตรวจวัดข้อมูลที่ส่งเข้ามาที่สวิตช์ของแหล่งกำเนิดแต่ละแห่ง 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 อัลกอริทึมที่นำเสนอและ Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting สาเหตุที่อัลกอริทึมที่นำเสนอมีวิสัยสามารถสูงกว่าอัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting เพราะอัลกอริทึมที่นำเสนอมีการแบ่งแบนด์วิดท์ที่ไม่ได้ใช้งานจากช่องสัญญาณเสมือนต่างๆ ไปให้กับช่องสัญญาณเสมือนที่มีอัตราการส่งข้อมูลสูงตามสัดส่วนของ MCR ดังแสดงในรูปที่ 4.6 และตารางที่ 4.2 สำหรับการรับประกันอัตรา

บริการต่ำที่สุดมีเพียงอัลกอริทึมที่นำเสนอเป็นอัลกอริทึมเดียวที่สามารถรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุดได้ในช่องสัญญาณเสมือนทุกช่อง

ในโครงข่ายแบบ WAN ซึ่งมีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ทั้งหมดในโครงข่าย ผลการจำลองแบบแสดงดังรูปที่ 4.8 และตารางที่ 4.3 อัลกอริทึมอัลกอริทึมที่นำเสนอยังสามารถรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุดได้ในช่องสัญญาณเสมือนทุกช่องเพียงอัลกอริทึมเดียวเช่นเดิม และรักษาความยุติธรรมในการส่งข้อมูลได้ดี สำหรับผลการจำลองแบบของแบบจำลอง Chain ที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR และ  $\pi$ -VBR ในโครงข่าย WAN นั้นพบว่าประสิทธิภาพและความยุติธรรมของอัลกอริทึมต่างๆ มีค่าลดลงเมื่อเปรียบเทียบกับแบบจำลองในโครงข่าย LAN และ WAN อัลกอริทึมที่นำเสนอมีความยุติธรรมสูงสุด ความยุติธรรมมีค่าลดลงในอัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting, Double-EPD และ DFBA ตามลำดับ ส่วนค่าวิสัยสามารถและประสิทธิภาพมีค่าสูงสุดในอัลกอริทึม Double-EPD เพราะอัลกอริทึมที่นำเสนอมีการแบ่งแบนด์วิดท์ของแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ  $\pi$ -VBR ในขณะที่ไม่มีการส่งข้อมูลให้แก่แหล่งกำเนิดทราฟฟิกที่เป็น GFR ที่ส่งข้อมูลต่อเนื่องตลอดเวลา และมีการตรวจนับจำนวนเซลล์ที่อยู่ในบัฟเฟอร์ไม่ให้เกินระดับ Fair Share ซึ่งเหตุผลทั้งสองนี้เป็นเหตุผลหลักที่ทำให้อัลกอริทึมที่นำเสนอสามารถปรับปรุงสมรรถนะ TCP ได้ดี ส่วนอัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting และ DFBA เป็นอัลกอริทึมที่มีการนับจำนวนเซลล์ที่อยู่ในบัฟเฟอร์จึงให้ความยุติธรรมมากกว่าอัลกอริทึม Double-EPD ดังแสดงในรูปที่ 4.8 และตารางที่ 4.3 ทุกอัลกอริทึมไม่สามารถรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุดของช่องสัญญาณเสมือน A1 ถึง A5 ซึ่งมีการประวิงเวลามากที่สุดได้

สรุปผลการจำลองแบบของแบบจำลอง Chain ที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ทั้งหมดในโครงข่าย หรือแบบจำลอง Chain ที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR และ  $\pi$ -VBR ในโครงข่าย อัลกอริทึมที่นำเสนอสามารถปรับปรุงสมรรถนะของ TCP ทั้งในกรณีความยุติธรรมและวิสัยสามารถได้ในโครงข่ายแบบ LAN และ WAN แต่ในกรณีแบบจำลองที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR และ  $\pi$ -VBR ในโครงข่ายทุกอัลกอริทึมจะมีสมรรถนะลดลง และไม่สามารถรับประกันอัตราบริการต่ำที่สุดของช่องสัญญาณเสมือน A1 ถึง A5 ได้ อัลกอริทึมที่นำเสนอยังสามารถปรับปรุงความยุติธรรมได้ดีกว่าอัลกอริทึม Double-EPD, Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting และ DFBA



## บทที่ 5

### บทสรุป

บทนี้จะกล่าวถึงสรุปผลการออกแบบและผลการทดสอบวิธีการที่นำเสนอ และแสดงข้อเสนอแนะในการพัฒนาต่อไป

#### 1. สรุปผลการวิจัย

สำหรับแบบจำลอง Peer to Peer 5 Routers ในกรณีที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ทั้งหมดในโครงข่าย LAN และในกรณีที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR และ  $\pi$ -VBR ในโครงข่าย WAN อัลกอริทึมที่ใช้เทคนิคจุดเริ่มเปลี่ยนแบบพลวัตที่ได้เสนอขึ้นมาสามารถปรับปรุงประสิทธิภาพ TCP ให้ดีขึ้น โดยเฉพาะในกรณีที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ทั้งหมดในโครงข่าย ค่าความยุติธรรมในการส่งข้อมูลเป็น 0.999 ซึ่งสูงมาก แต่ในกรณีที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR และ  $\pi$ -VBR ในโครงข่าย แม้ค่าประสิทธิภาพของแหล่งกำเนิดทราฟฟิกที่เป็นบริการ GFR ในอัลกอริทึมทุกแบบจะลดลงเนื่องจากมีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกที่เป็นบริการ  $\pi$ -VBR มาแย่งใช้แบนด์วิดท์ อัลกอริทึมที่ใช้เทคนิคจุดเริ่มเปลี่ยนแบบพลวัตที่ได้เสนอขึ้นมาสามารถที่จะปรับปรุงความยุติธรรม (Fairness) ให้ดีขึ้นมาก และสามารถนำแบนด์วิดท์ที่เหลือจากการใช้งานมาช่วยเพิ่มวิสัยสมารถให้แหล่งกำเนิดอื่นได้ โดยเฉพาะที่วางในบัฟเฟอร์ที่เหลือเนื่องจากแหล่งกำเนิดทราฟฟิกที่เป็นบริการ  $\pi$ -VBR หยุดส่งข้อมูล ส่วนกรณีที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ทั้งหมดในโครงข่าย WAN อัลกอริทึมที่ใช้เทคนิคจุดเริ่มเปลี่ยนแบบพลวัตที่ได้เสนอขึ้นมาสามารถปรับปรุงความยุติธรรมของ TCP ในการส่งข้อมูลให้ดีขึ้น ส่วนอัลกอริทึม DFBA และ Double-EPD มีการทิ้งเซลล์ที่มีบิต CLP=1 แบบสุ่ม จึงทำให้ความยุติธรรมในการส่งข้อมูลต่ำกว่าอัลกอริทึมที่ใช้เทคนิคจุดเริ่มเปลี่ยนแบบพลวัตที่ได้เสนอขึ้นมาและ Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting ตามลำดับ เนื่องจากการทดสอบนี้อัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting มีการเกิดแพ็กเก็ตไม่สมบูรณ์ขึ้นในโครงข่ายมากกว่าอัลกอริทึมที่ใช้เทคนิคจุดเริ่มเปลี่ยนแบบพลวัตที่ได้เสนอขึ้นมา จึงทำให้ความยุติธรรมและประสิทธิภาพของ TCP ลดลงกว่าอัลกอริทึมที่ใช้เทคนิคจุดเริ่มเปลี่ยนแบบพลวัตที่ได้เสนอขึ้นมาแต่อัลกอริทึม Double-EPD และ DFBA มีค่าประสิทธิภาพ TCP สูง เพราะรับเซลล์เข้ามาในบัฟเฟอร์มากแต่ไม่สนใจจำนวนเซลล์ที่มีบิต CLP=1 ในช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่อง

ในแบบจำลอง Chain ในกรณีที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ทั้งหมดของโครงข่ายแบบ LAN นั้น แหล่งกำเนิดกลุ่ม A คือแหล่งกำเนิดที่ 1 ถึง 100 เป็นแหล่งกำเนิดทราฟฟิกที่มีค่าการประวิงเวลามากที่สุดเนื่องจากข้อมูลต้องส่งผ่านหลายฮอป ทำให้ค่า Total Throughput น้อยกว่าแหล่งกำเนิดอื่นๆ ที่ผ่านเพียงหนึ่งฮอป และด้วยสาเหตุนี้จึงทำให้ค่าความยุติธรรมลดลงด้วย อัลกอริทึมที่

มีการนับจำนวนเซลล์ของช่องสัญญาณเสมือนแต่ละช่องในสวิตช์ คือ อัลกอริทึม DFBA, Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting และอัลกอริทึมที่ใช้เทคนิคจุดเริ่มเปลี่ยนแบบพลวัตที่ได้เสนอขึ้นมาจึงสามารถปรับปรุงความยุติธรรมได้ โดยอัลกอริทึมที่ใช้เทคนิคจุดเริ่มเปลี่ยนแบบพลวัตที่ได้เสนอขึ้นมา ยังคงเป็นอัลกอริทึมที่มีค่า Fairness Index สูงสุดจนเกือบเป็น 1 ซึ่งหมายความว่าโครงข่ายให้ความยุติธรรมในการส่งข้อมูลกับช่องสัญญาณเสมือนทุกช่อง ถึงแม้ว่าแหล่งกำเนิดทราฟฟิกนั้นจะมีค่าการประวิงเวลามากกว่าแหล่งกำเนิดอื่นๆ สำหรับในกรณีที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ทั้งหมด โครงข่ายแบบ WAN ทุกอัลกอริทึมสามารถทำงานได้ไม่แตกต่างจากกรณีที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR ทั้งหมดในโครงข่ายแบบ LAN มากนัก อัลกอริทึมที่ใช้เทคนิคจุดเริ่มเปลี่ยนแบบพลวัตที่ได้เสนอขึ้นมาสามารถปรับปรุงความยุติธรรมของ TCP ได้สูงที่สุด ส่วนในกรณีที่มีแหล่งกำเนิดทราฟฟิกเป็นบริการ GFR และ rt-VBR ในโครงข่าย อัลกอริทึมทุกแบบมีประสิทธิภาพและความยุติธรรมลดลง อัลกอริทึมที่ใช้เทคนิคจุดเริ่มเปลี่ยนแบบพลวัตที่ได้เสนอขึ้นมาสามารถปรับปรุงประสิทธิภาพของ TCP เมื่อเทียบกับอัลกอริทึม DFBA และอัลกอริทึม Double-EPD ที่ใช้เทคนิค per VC Accounting ได้ แต่ต่ำกว่าอัลกอริทึม Double-EPD ส่วนความยุติธรรมในการส่งข้อมูลของอัลกอริทึมที่ใช้เทคนิคจุดเริ่มเปลี่ยนแบบพลวัตที่ได้เสนอขึ้นมา ก็ยังมีค่าสูงที่สุด

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 และหมายเลขของช่องสัญญาณเสมือน เป็นต้น เมื่อหน่วยประมวลผลกลางรับทราบข้อมูลแล้วจะตัดสินใจตามคำสั่งที่ถูกบันทึกไว้แล้ว โดยผู้ออกแบบก่อนนำมาใช้งาน เพื่อบอกให้สวิตช์รับข้อมูลเข้าบัฟเฟอร์ หรือทิ้งข้อมูลนั้นๆ ไป

## 2. ข้อเสนอแนะ

ข้อเสนอแนะรวมถึงแนวทางในการพัฒนาในอนาคต ได้แก่

จากผลการจำลองแบบการปรับพารามิเตอร์ต่างๆของโพรโทคอล TCP เพื่อศึกษาผลกระทบของพารามิเตอร์ต่างๆ ต่อสมรรถนะของ TCP พารามิเตอร์หนึ่งที่มีความสำคัญต่อสมรรถนะของ TCP ก็คือ Maximum Transmission Unit (MTU) งานวิจัยนี้ได้ปรับขนาด 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) และผลกระทบของระบบเมื่อใช้กราฟฟิกแบบ Non-adaptive เช่น UDP

## บรรณานุกรม

- [1] Davie, B. and Rekhter, Y. (2000). "MPLS Technology and Application." Academic Press. Morgan Kaufmann Publishers.
- [2] Koushik Kar, Murali Kodialam and T.V. Lakshman. (2000). "Minimum Interference Routing of Bandwidth Guaranteed Tunnels with MPLS Traffic Engineering Application (Online)." IEEE Journal on Selected Areas in Communication, Vol.18, No.12.
- [3] ATM Forum (1999). "Traffic Management Specification Version 4.1." AF-TM-0121.000.
- [4] R. Guerin and J. Heinanen (1996). "UBR+ Service Category Definition," ATM FORUM 96-1589.
- [5] O. Bonaventure (1998). "Providing Bandwidth Guarantees to Internetwork traffic in ATM Network." Proceedings of 1998 IEEE ATM Workshop, Page(s): 269 -278.
- [6] H. Li, K. -Y. Siu, H. -Y. Tzeng, C. Ikeda and H. Suzuki. (1996). "Performance of TCP over UBR Service in ATM Networks with per-VC Early Packet Discard Schemes." Proceedings of the 1996 IEEE Fifteenth Annual International Phoenix Conference on , Page(s): 350 -357.
- [7] O. Elloumi and H. Afifi (1998). "Evaluation of FIFO-based Buffer Management Algorithms for TCP over Guaranteed Frame Rate Service." Proceedings of IEEE ATM'98, Page(s): 65-74.
- [8] C. S. Pencea and S. Y. Cheung (2004). "Fairness and Delay Guarantees of the New Pipelined-Sections Buffer Management Method." Proceedings of ICCCN 2004, Page(s):133 – 139.
- [9] R. Pi, J. Song and M. Song (2004). "An Integrated Scheduling and Buffer Management Scheme for Packet-Switched Routers." Electrical and Computer Engineering 2004, Volume 1, Page(s):489 – 492.
- [10] M. Pustisek, A. Kos, and J. Bester (1998). "Buffer Management in Packet Switching Networks." IEEE Communications Magazine, Volume 26, Page(s):18 – 27.
- [11] N. Ni and L. N. Bhuyan (2002) "Fair Scheduling and Buffer management in Internet Routers." Proceedings of IEEE INFOCOM 2002, Volume 3, Page(s):1141 – 1150.
- [12] I. V. Bajic (2003). "Integrated end-to-end Buffer management and Congestion Control for Scalable Video Communications." IEEE ICIP 2003, Volume 3, Page(s):III - 257-60 .
- [13] Jui-Pin Yang, Yuan-Sun Chu, and Ming-Cheng Liang (2003), "Threshold-Based Selective Drop for Share Buffer Packet Switches." IEEE Communications Letters, Volume 7,Page(s):183 – 185.

- [14] W. Stevens(1994). TCP/IP Illustrated, volume 1. : The Protocols. Addison Wesley, Vol. 1, 1994.
- [15] R. Goyal, R. Jain, S. Kalyanaraman, S. Fahmy and S.-C Kim (1997). "UBR+: Improving Performance of TCP over ATM-UBR Service. ICC '97 Montreal." Towards the Knowledge Millennium. 1997 IEEE International Conference on Volume: 2 , Page(s) : 1042–1048.

## ประวัติผู้เขียน

ปิยาภรณ์ กระจอดนอก เกิดเมื่อ 9 กันยายน 2517 สำเร็จการศึกษาระดับปริญญาตรี สาขาวิชาวิศวกรรมโทรคมนาคม จากมหาวิทยาลัยเทคโนโลยีสุรนารี เมื่อปี 2540 และต่อมาได้ศึกษาระดับปริญญาโทต่อด้วยทุนส่งเสริมผู้มีความสามารถพิเศษเป็นอาจารย์ของมหาวิทยาลัยเทคโนโลยีสุรนารี โดยสำเร็จการศึกษาระดับปริญญาโท สาขาวิชาวิศวกรรมไฟฟ้า(ไฟฟ้าสื่อสาร) จากจุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย ปัจจุบันเป็นอาจารย์ประจำสาขาวิชาวิศวกรรมโทรคมนาคม สำนักวิชาวิศวกรรมศาสตร์ มหาวิทยาลัยเทคโนโลยีสุรนารี งานวิจัยที่สนใจได้แก่การจัดการทราฟฟิกในเครือข่ายการสื่อสาร