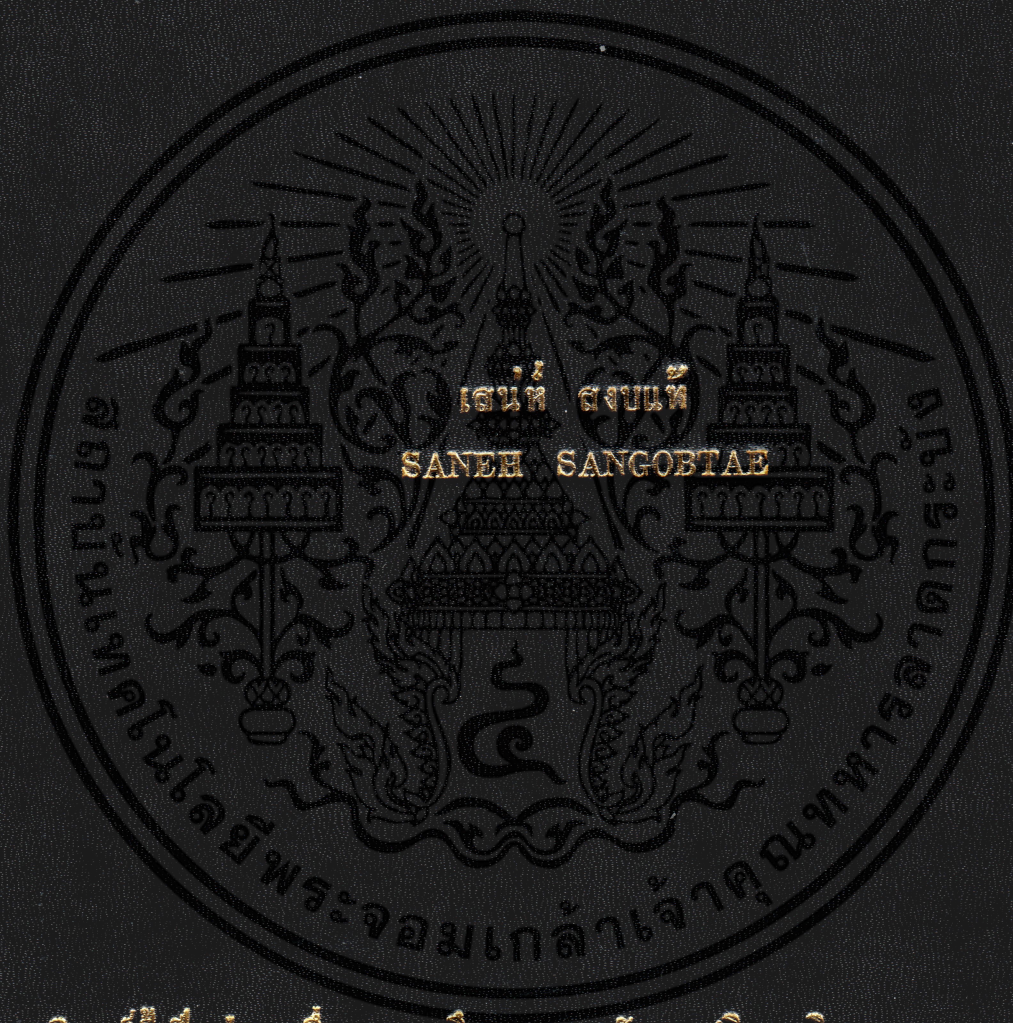


ลักษณะความไวของการเปลี่ยนแปลงที่ทำให้ TRAFFIC ช้า

CHARACTERIZATION OF DELAY - SENSITIVE TRAFFIC



วิทยานิพนธ์นี้เป็นส่วนหนึ่งของการศึกษาตามหลักสูตรปริญญาวิศวกรรมศาสตรมหาบัณฑิต

สาขาวิชาวิศวกรรมไฟฟ้า

บัณฑิตวิทยาลัย

สถาบันเทคโนโลยีพระจอมเกล้าเจ้าคุณทหารลาดกระบัง

พ.ศ. 2544

ISBN 974-648-372-2

ลักษณะความไวของการเปลี่ยนแปลงที่ทำให้ TRAFFIC ช้า

CHARACTERIZATION OF DELAY-SENSITIVE TRAFFIC



วิทยานิพนธ์นี้เป็นส่วนหนึ่งของการศึกษาตามหลักสูตรปริญญาวิศวกรรมศาสตรมหาบัณฑิต

สาขาวิชาวิศวกรรมไฟฟ้า

บัณฑิตวิทยาลัย

สถาบันเทคโนโลยีพระจอมเกล้าเจ้าคุณทหารลาดกระบัง

40608

พ.ศ. 2544

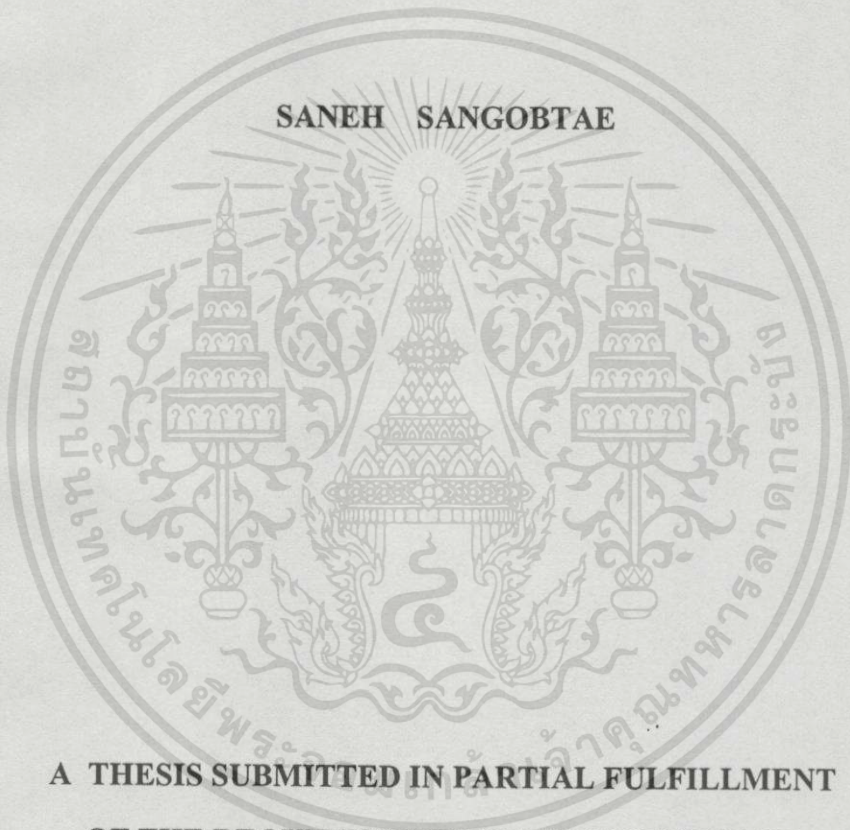
ISBN 974-648-372-2

b.....  
i.....

เลขที่.....  
เลขทะเบียน.....  
วัน, เดือน, ปี 18 ต.ค. 2544

เอกสารนี้เป็นเอกสารที่สงวนไว้สำหรับการใช้งานเพื่อการศึกษาเท่านั้น ไม่อนุญาตให้นำไปใช้ประโยชน์ด้านการค้า  
ไม่ว่ากรณีใดๆทั้งสิ้น อีกทั้งห้ามมิให้ตัดแปลงเนื้อหา และต้องอ้างอิงถึงเจ้าของเอกสารทุกครั้งที่มีคำนำไปใช้

# CHARACTERIZATION OF DELAY-SENSITIVE TRAFFIC



**A THESIS SUBMITTED IN PARTIAL FULFILLMENT  
OF THE REQUIREMENT FOR THE DEGREE OF  
MASTER OF ENGINEERING IN ELECTRICAL ENGINEERING  
SCHOOL OF GRADUATE STUDIES  
KING MONGKUT'S INSTITUTE OF TECHNOLOGY LADKRABANG**

**2001**

**ISBN 974-648-372-2**

เอกสารนี้เป็นเอกสารที่สงวนไว้สำหรับการใช้งานเพื่อการศึกษาเท่านั้น ไม่อนุญาตให้นำไปใช้ประโยชน์ด้านการค้า  
ไม่ว่ากรณีใดๆทั้งสิ้น อีกทั้งห้ามมิให้ดัดแปลงเนื้อหา และต้องอ้างอิงถึงเจ้าของเอกสารทุกครั้งที่มีการนำไปใช้



**COPYRIGHT 2001**

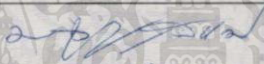
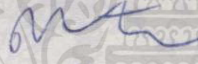
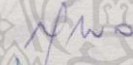


**SCHOOL OF GRADUATE STUDIES**

**KING MONGKUT'S INSTITUTE OF TECHONOLOGY LADKRABANG**

เอกสารนี้เป็นเอกสารที่สงวนไว้สำหรับการใช้งานเพื่อการศึกษาเท่านั้น ไม่อนุญาตให้นำไปใช้ประโยชน์ด้านการค้า  
ไม่ว่ากรณีใดๆทั้งสิ้น อีกทั้งห้ามมิให้ดัดแปลงเนื้อหา และต้องอ้างอิงถึงเจ้าของเอกสารทุกครั้งที่มีการนำไปใช้

บัณฑิตวิทยาลัย  
สถาบันเทคโนโลยีพระจอมเกล้าเจ้าคุณทหารลาดกระบัง  
ใบรับรองวิทยานิพนธ์

หัวข้อวิทยานิพนธ์      ลักษณะความไวของการเปลี่ยนแปลงที่ทำให้ TRAFFIC ช้า  
CHARACTERIZATION OF DELAY-SENSITIVE TRAFFIC  
ชื่อนักศึกษา      นายเสน่ห์ สงบแท้  
รหัสประจำตัว      41061123  
ปริญญา      วิศวกรรมศาสตรมหาบัณฑิต  
สาขาวิชา      วิศวกรรมไฟฟ้า  
อาจารย์ผู้ควบคุมวิทยานิพนธ์      รศ.ดร.กอบชัย เดชหาญ

คณะกรรมการสอบวิทยานิพนธ์		ลายมือชื่อ
ศ.มณูญ	สุขเกษม	
รศ.สมยศ	จุมละปิยะ	
รศ.ดร.สุวิพล	สิทธิชีวกาก	
รศ.ดร.ฟูศักดิ์	ชีวสุวิทย์	
รศ.ดร.กอบชัย	เดชหาญ	

วัน/เดือน/ปี ที่สอบ 23 กรกฎาคม 2544 เวลา 10.00-12.00 น.

สถานที่สอบ ณ อาคาร 12 ชั้น ชั้น 4 (ห้อง E12-404)

บัณฑิตวิทยาลัยรับรองแล้ว



(รศ.ดร.บุญวัฒน์ อัคร)

คณบดีบัณฑิตวิทยาลัย

วันที่ 14 เดือน กรกฎาคม พ.ศ. 2544

หัวข้อวิทยานิพนธ์	ลักษณะความไวของการเปลี่ยนแปลงที่ทำให้ Traffic ช้า
นักศึกษา	นายเสน่ห์ สงบแท้
รหัสประจำตัว	41061123
ปริญญา	วิศวกรรมศาสตรมหาบัณฑิต
สาขาวิชา	วิศวกรรมไฟฟ้า
พ.ศ.	2544
อาจารย์ผู้ควบคุมวิทยานิพนธ์	รศ. ดร. กอบชัย เดชหาญ

### บทคัดย่อ

การจัดสรรทรัพยากรเป็นเรื่องสำคัญที่จำเป็นสำหรับระบบเครือข่าย จะเป็นการรับรองถึงคุณภาพของการบริการ(Quality of Service) การทำวิจัยนี้สิ่งแรกที่จะนำเสนอคือการนิยามการไหลของ traffic ที่มี burst มากกว่าการไหลของ traffic อื่น โดยจะนิยามบนพื้นฐานของความน่าจะเป็นของการสูญเสียแพ็กเก็ตให้น้อยที่สุดในมัลติเพล็กซ์เซอร์ (multiplexer) ลักษณะของความไวของการเปลี่ยนแปลง traffic ในคิวจะต้องไม่ทำให้เกิดความล่าช้าโดยมีสาเหตุจากบัฟเฟอร์ อัลกอริทึมที่เหมาะสมที่สุดในการจัดการคุณลักษณะของแหล่งกำเนิดของเครือข่าย คุณลักษณะที่เหมาะสมที่จะทำให้เกิดอัตราการสูญเสียแพ็กเก็ตให้น้อยที่สุด และค่าแถบความถี่ของสัญญาณ (bandwidth) ที่ใช้ภายใต้เงื่อนไขที่กำหนดจะมี burst มากกว่า traffic จริงๆ คุณลักษณะของแหล่งกำเนิดของเครือข่ายที่วิเคราะห์เราจะเรียกว่าแหล่งกำเนิดเทียม (pseudosource) และจะใช้ในเครือข่ายสำหรับการจัดสรรทรัพยากร ส่วนหนึ่งเราจะศึกษาโดยวิธีการทางตัวเลข ผลลัพธ์ที่ได้จะแสดงให้เห็นว่าถึงจำนวนบัฟเฟอร์ในการมัลติเพล็กซ์เซอร์ และใช้แถบความถี่ของสัญญาณที่เหมาะสมตามคุณลักษณะของแหล่งกำเนิดเทียม ผลทดสอบที่ระดับหน่วยของอัตราการส่งข้อมูล 1 Mbps จะมีอัตราการสูญเสียแพ็กเก็ตให้น้อยที่สุด และใช้แถบความถี่ของสัญญาณที่น้อยกว่าค่าแถบความถี่ของสัญญาณที่ต้องการร้องขอบริการจาก QoS

<b>Thesis Title</b>	Characterization of Delay-Sensitive Traffic
<b>Student</b>	Saneh Sangobtae
<b>Student ID.</b>	41061123
<b>Degree</b>	Master of Engineering
<b>Programme</b>	Electrical Engineering
<b>Year</b>	2001
<b>Thesis Advisor</b>	Assoc. Prof. Dr. Kobchai Dejhan

### ABSTRACT

Resource allocation is necessary for network which guarantees the quality of service (QoS). This paper first presents a definition for traffic stream to be burstier than another traffic stream. The definition is based on the loss probability of a bufferless multiplexer and it is appropriate for delay-sensitive traffic which cannot tolerate queuing delay caused by buffering. An optimum quantization algorithm is then derived for source characterization. The optimally quantized version achieves minimum loss rate for all possible allocated bandwidth under the condition that it is more burstier than the real traffic. The quantized source is called a pseudosource and can be used by network for resource allocation. Some numerical examples are studied. The results show a bufferless multiplexer, at the best unit rate 1 Mbps has packet loss and the allocated bandwidth is based on the optimally quantized pseudosources which is only slightly greater than the minimum bandwidth required to meet the demand (QoS).

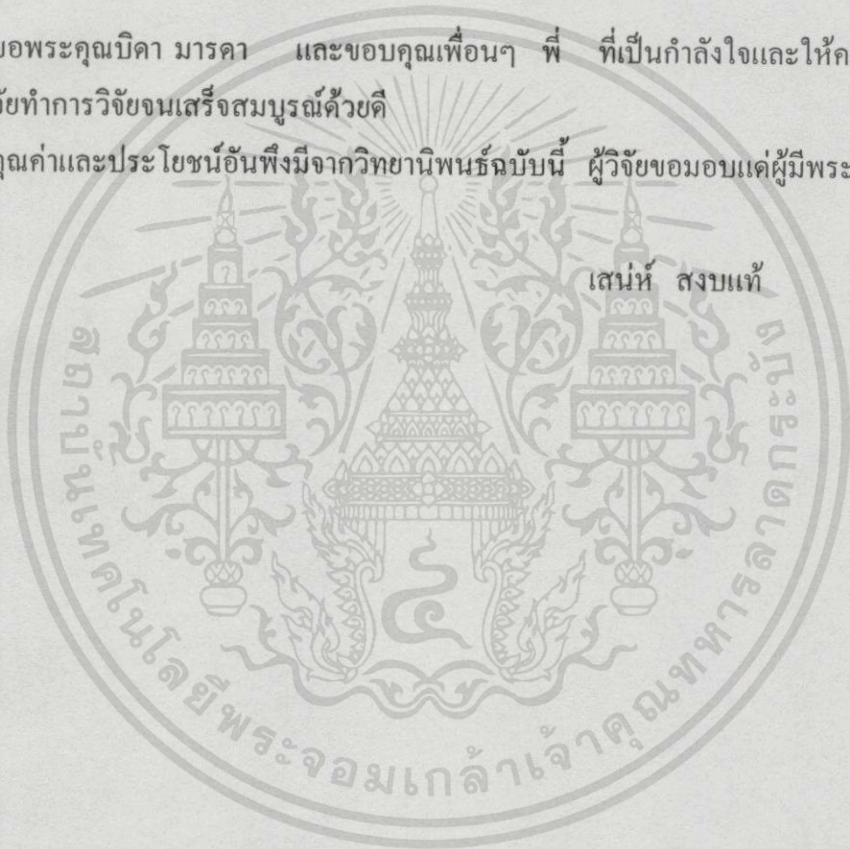
# กิตติกรรมประกาศ

วิทยานิพนธ์ฉบับนี้สำเร็จลุล่วงได้อย่างดี ด้วยคำแนะนำและคำปรึกษาเกี่ยวกับลักษณะความไวของการเปลี่ยนแปลงที่ทำให้ Traffic ช้า รวมทั้งได้ทดสอบและตรวจจาก รศ. ดร. กอบชัย เดชหาญ ซึ่งเป็นอาจารย์ควบคุมวิทยานิพนธ์ ผู้วิจัยรู้สึกซาบซึ้งในความอนุเคราะห์จากท่านและขอกราบขอบพระคุณเป็นอย่างสูง

ขอขอบพระคุณ แผนกฐานข้อมูลและวางแผนระบบบริษัทยูไนเต็ด อินฟอร์เมชัน ไฮเวย์ ที่ให้ความอนุเคราะห์ อุปกรณ์และระบบที่ใช้ทำการวิจัย ซึ่งทำให้ผู้วิจัยสามารถทดสอบและวัดผลการวิจัย

ขอพระคุณบิดา มารดา และขอบคุณเพื่อนๆ ที่ เป็นกำลังใจและให้ความช่วยเหลือ ทำให้ผู้วิจัยทำการวิจัยจนเสร็จสมบูรณ์ด้วยดี

คุณค่าและประโยชน์อันพึงมีจากวิทยานิพนธ์ฉบับนี้ ผู้วิจัยขอบอบแด่ผู้มีพระคุณทุกท่าน



# สารบัญ

หน้า

บทคัดย่อภาษาไทย .....	I
บทคัดย่อภาษาอังกฤษ .....	II
กิตติกรรมประกาศ .....	II
สารบัญ .....	IV
สารบัญตาราง .....	VII
สารบัญรูป .....	IX
บทที่ 1 บทนำ .....	1
1.1 ความเป็นมาและความหมายของปัญหา .....	2
1.2 ความมุ่งหมายและวัตถุประสงค์ของปัญหา .....	2
1.3 สมมติฐานของการศึกษา .....	2
1.4 ทฤษฎีหรือแนวคิดที่ใช้ในการวิจัย .....	3
1.5 ขอบเขตของการวิจัย .....	4
1.6 ขั้นตอนทำการวิจัย .....	4
บทที่ 2 BURSTINESS และ MULTIPLEXER .....	5
2.1 ลักษณะของ BURSTINESS .....	5
2.2 ค่าคงที่สำหรับ delay ในสายส่ง .....	9
2.3 ส่วนของบัฟเฟอร์ด้านรับ (Receiver Buffer) .....	10
2.4 คิมัลติเพล็กซ์เซอร์ (Demultiplexer) .....	11
2.5 ค่าสูงสุดของ delay .....	12
2.6 ค่าสูงสุดของค่า backlog ( Maximun backlog) .....	16
บทที่ 3 ระบบ PDH และ SDH .....	18
3.1 วิวัฒนาการของระบบสื่อสารสัญญาณ (Transmission Systems) .....	18
3.2 PDH .....	18
3.3 SDH .....	19
3.4 ความแตกต่างระหว่าง PDH กับ SDH .....	20
3.5 โครงสร้างเฟรมของ SDH .....	21

# สารบัญ (ต่อ)

หน้า

3.6	วิธีการ Multiplexing ใน SDH .....	24
3.7	โครงสร้างของการ Multiplexing ใน SDH .....	26
3.8	พ้อยเตอร์ เช็กชั้นโอเวอร์เฮด และพาร์ทโอเวอร์เฮด .....	39
บทที่ 4	มาตรฐานของอุปกรณ์ในการวิจัย .....	53
4.1	มาตรฐานการติดตั้ง .....	54
4.2	ODF CONFIGURATION .....	67
4.3	คำสั่งที่ใช้สำหรับการ set up DM2 .....	73
4.4	คำสั่งที่ใช้สำหรับการ Loop card DM2 .....	73
4.5	การติดตั้งและเซตค่า TU21120 Data Interface Unit 64 Kbit/s G.703: 10 Chs .	75
4.6	การติดตั้งและเซตค่าอินเตอร์เฟซข้อมูลของ TU21124 Data Interface Unit nX64 Kbit/s V.11/V.35/X.21 : 2 chs.	77
4.7	คำสั่งที่ใช้สำหรับการ set up DM8,34,140 .....	81
บทที่ 5	ผลการวิจัย .....	83
5.1	Burstiness .....	83
5.2	หลักในการศึกษาระบบ .....	84
5.3	นิยาม Burstiness .....	85
5.4	การไหลของแพ็กเก็ตและการไหลของ burst .....	86
5.5	ปริมาณของกราฟฟิคจากแหล่งกำเนิด .....	88
5.6	วิธีการทางตัวเลข .....	89
บทที่ 6	สรุปผลการวิจัยและข้อเสนอแนะ .....	100
	สรุป .....	100
	บรรณานุกรม .....	103
	ภาคผนวก .....	104

## สารบัญ (ต่อ)

	หน้า
ผลงานวิจัยที่ได้รับการตีพิมพ์ .....	105
ประวัติผู้เขียน .....	116



# สารบัญตาราง

ตารางที่	หน้า
3.1 Container Hierarchy .....	26
3.2 สถานะของ Increment .....	40
3.3 หน้าที่การทำงานของไบนารี K1 .....	44
3.4 หน้าที่การทำงานของไบนารี K2 .....	45
3.5 รายละเอียดของไบนารี SI .....	46
3.6 รหัสลาเบลของสัญญาณพาร์ท VC-4 .....	48
3.7 รหัส G1(บิต b5-b7) และการโต้ตอบแปลความหมาย .....	49
3.8 ลาเบลสัญญาณของพาร์ท VC-12 .....	51
3.9 ลาเบลสัญญาณของพาร์ท VC-12 (ต่อ) .....	52
4.1 แสดงมาตรฐานสีของสาย PV 40 คู่สาย .....	65
4.2 แสดงมาตรฐานสีของสาย PV 25 คู่สาย .....	66
4.3 แสดงโครงสร้างของ ODF .....	67
4.4 แสดงโครงสร้างของสายไฟเบอร์ 24 CORE .....	69
4.5 แสดงโครงสร้างของสายไฟเบอร์ 36 CORE .....	70
5.1 การใช้แถบความถี่ของสัญญาณโดยจำนวนทรานซ์พีคจากแหล่งกำเนิดเทียบ ที่ระดับอัตราส่ง 100 Kbps .....	90
5.2 แสดงจำนวนบัพเฟออร์ของอุปกรณ์รวมสัญญาณที่ระดับหน่วย .....	91
ของอัตราส่ง 100 Kbps	
5.3 การใช้แถบความถี่ของสัญญาณโดยจำนวนทรานซ์พีคจากแหล่งกำเนิดเทียบ ที่ระดับอัตราส่ง 200 Kbps .....	93
5.4 แสดงจำนวนบัพเฟออร์ของอุปกรณ์รวมสัญญาณที่ระดับหน่วย .....	94
ของอัตราส่ง 200 Kbps	
5.5 การใช้แถบความถี่ของสัญญาณโดยจำนวนทรานซ์พีคจากแหล่งกำเนิดเทียบ ที่ระดับอัตราส่ง 1 Mbps .....	95
5.6 แสดงจำนวนบัพเฟออร์ของอุปกรณ์รวมสัญญาณที่ระดับหน่วย .....	96
ของอัตราส่ง 1 Mbps	
5.7 การใช้แถบความถี่ของสัญญาณโดยจำนวนทรานซ์พีคจากแหล่งกำเนิดเทียบ ที่ระดับอัตราส่ง 2 Mbps .....	97

## สารบัญตาราง (ต่อ)

ตารางที่	หน้า
5.8 แสดงจำนวนบัพเฟอร์ของอุปกรณ์รวมสัญญาณที่ระดับหน่วย ของอัตราส่ง 2 Mbps	98



# สารบัญรูป

รูปที่	หน้า
2.1 กราฟพีกระหว่าง $W_p(R)(t)$ และ $t$ .....	6
2.2 กราฟฟีกแสดงขอบเขตบนตามขนาดของ backlog .....	9
2.3 ตัวอย่างการทำงานของ FCFS MUX .....	11
3.1 มาตรฐานของการแบ่งลำดับของสัญญาณดิจิทัล .....	19
3.2 โครงสร้างของ STM-1 .....	22
3.3 การทำงานของ Pointer .....	22
3.4 Positive Pointer .....	23
3.5 Negative Justification .....	24
3.6 การจัดลำดับ VC-4 ลงใน STM-1 .....	24
3.7 โครงสร้างของ VC-3 ใน AU-3 .....	25
3.8 การ Multiplexing AU-3 ใน STM-1 .....	25
3.9 โครงสร้างของ SDH Multiplexing มาตรฐาน ITU-T G.709 .....	28
3.11 ทรานสปอร์ตของ VC-3 ใน TU-3 .....	29
3.12 มัลติเพล็กซ์ของ 3 TU-3s ภายใน VC-4 .....	30
3.13 การมัลติเพล็กซ์ TU-12s จำนวน 63 ชุดลงใน VC-4 .....	31
3.14 การมัลติเพล็กซ์ TUG-2s ภายใน TUG-3 .....	32
3.15 การมัลติเพล็กซ์ TUG-3s ภายใน VC-4 .....	32
3.16 การมัลติเพล็กซ์ AUGs จำนวน N ชุดภายใน STM-N .....	33
3.17 การแม็บบะอะซิงส์โคไนต์ของ 2.048 Mbit/s tributary .....	35
3.18 การแม็บบะอะซิงส์โคไนต์ไบท์ของ 2.048 Mbit/s tributary .....	36
3.19 การแม็บบะ VC-12 ในแบบมัลติเฟรมของ TU-12 .....	37
3.20 ตัวอย่างการมัลติเพล็กซ์ของ SDH จำนวน $N \times 63 \times 2$ Mbit/s ใน STM-N .....	38
3.21 รหัสของพ้อยเตอร์ AU-4 .....	39
3.22 รหัสพ้อยเตอร์ TU-12 .....	41
3.23 เช็กซันโอเวอร์เฮด STM-1 .....	42
3.24 พาร์ทโอเวอร์เฮดของ VC-4 .....	47
3.25 พาร์ทโอเวอร์เฮดของ VC-12 .....	50
3.26 การเกิด RFI จากการ Failure ของการ Switch .....	51

## สารบัญรูป (ต่อ)

รูปที่	หน้า
4.1 แสดงการเชื่อมต่อกับมัลติเพล็กซ์เซอร์แบบ SDH UCOM .....	53
4.2 ลาเบลภายใน SITE .....	55
4.3a RACK DF2-8 ภายใน SITE .....	56
4.3b RACK DF2-34 ภายใน SITE .....	57
4.4 ODF และ DDF RACK ภายใน SITE .....	58
4.5 DDF SHELF ภายใน SITE .....	59
4.6 TUBE OPTICAL FIBER .....	60
4.7 ลาเบลและช่องทาง MDF RACK .....	61
4.8 สาย AP-FIG.8 40 คู่ .....	62
4.9 สาย AP 25 คู่ .....	63
4.10 แสดงการ Splice เข้า Site Spur ระหว่างโหนด SDH .....	64
4.11 การเชื่อมต่อในยูนิคของ DM2 .....	72
4.12 การอินเตอร์เฟสของสัญญาณ .....	74
4.13 การอินเตอร์เฟสของสาย V.35 .....	76
4.14 DM 8 TC 21301 75 Ohm .....	79
4.15 DM 34 และ DM 140 .....	80
5.1 แสดงมัลติเพล็กซ์ลิงค์ขนาดความจุ C .....	84
5.2 a) ทราฟฟิกจากการไหลของแพ็กเก็ต .....	86
5.3 b) ทราฟฟิกจากการไหลแบบ burst .....	86
5.3 แสดงอุปกรณ์มัลติเพล็กซ์ที่ใช้ทดสอบ .....	90
5.4 กราฟแสดงความสัมพันธ์ระหว่างแหล่งกำเนิดเทียมและแถบความถี่ของสัญญาณ ที่วัดของอุปกรณ์ที่ระดับ Capacity 64 Kbps 100 Kbps และ 200 Kbps ที่ระดับ หน่วยของอัตราส่ง 100 Kbps .....	91
5.5 กราฟแสดงความสัมพันธ์ระหว่างจำนวนบัพเฟอร์ของอุปกรณ์ ในระดับ Capacity 64 100 และ 200 Kbps ที่ระดับหน่วยของอัตราส่ง 100 Kbp/s .....	92
5.6 กราฟแสดงความสัมพันธ์ระหว่างแหล่งกำเนิดเทียมและแถบความถี่ของสัญญาณ ที่วัดของอุปกรณ์ที่ระดับ Capacity 64 Kbps 100 Kbps และ 200 Kbps ที่ระดับ หน่วยของอัตราส่ง 200 Kbps .....	93

## สารบัญรูป (ต่อ)

รูปที่	หน้า
5.7 กราฟแสดงความสัมพันธ์ระหว่างจำนวนบัพเฟอร์ของอุปกรณ์ .....94 ในระดั Capacity 64 100 และ 200 Kbps ที่ระดับหน่วยของอัตราการส่ง 200 Kbp/s	
5.8 กราฟแสดงความสัมพันธ์ระหว่างแหล่งกำเนิดเทียมและแถบความถี่ของสัญญาณ .....95 ที่วัดของอุปกรณ์ที่ระดับ Capacity 64 Kbps 100 Kbps และ 200 Kbps ที่ระดับ หน่วยของอัตราการส่ง 1 Mbps	
5.9 กราฟแสดงความสัมพันธ์ระหว่างจำนวนบัพเฟอร์ของอุปกรณ์ .....96 ในระดั Capacity 64 100 และ 200 Kbps ที่ระดับหน่วยของอัตราการส่ง 1 Mbps	
5.10 กราฟแสดงความสัมพันธ์ระหว่างแหล่งกำเนิดเทียมและแถบความถี่ของสัญญาณ .....97 ที่วัดของอุปกรณ์ที่ระดับ Capacity 64 Kbps 100 Kbps และ 200 Kbps ที่ระดับ หน่วยของอัตราการส่ง 2 Mbps	
5.11 กราฟแสดงความสัมพันธ์ระหว่างจำนวนบัพเฟอร์ของอุปกรณ์ .....98 ในระดั Capacity 64 100 และ 200 Kbps ที่ระดับหน่วยของอัตราการส่ง 2 Mbps	

# บทที่ 1

## บทนำ

ภาวะปัจจุบันระบบเครือข่ายมีการขยายตัวอย่างกว้างขวางครอบคลุมทั่วโลก มีการติดต่อส่งผ่านข้อมูลและเปลี่ยนแปลงข้อมูลได้อย่างรวดเร็ว สะดวก และประหยัดเวลา แต่ละเครือข่ายภายในและภายนอกองค์กรจะต้องมีอุปกรณ์ที่รองรับการเชื่อมโยงข้อมูลกันของเครือข่ายให้สามารถติดต่อกันได้ ซึ่งอุปกรณ์ก็มีข้อจำกัดในการทำงานของอุปกรณ์เอง

การจัดสรรทรัพยากรเป็นเรื่องสำคัญที่จำเป็นสำหรับระบบเครือข่ายสื่อสารโทรคมนาคมในระดับของสัญญาณ broad-band ของการเชื่อมโยงการบริการเครือข่ายดิจิทัลคือสามารถสื่อสารได้ทั้งภาพและเสียง (ISDN) จะรับรองคุณภาพของการบริการได้ดี (QoS) ระบบเครือข่ายส่วนมากจะพยายามหลีกเลี่ยงการใช้ทรัพยากรที่มากเกินไป เพื่อจะทำให้การใช้ประโยชน์ของระบบมีความคล่องตัวมากขึ้น

Burstiness มีการนิยามที่แตกต่างกันตามแนวคิด จากเอกสารอ้างอิงใน [1] burstiness คือค่าความยาวของช่วงเวลาที่เกี่ยวพันกันระหว่างข้อมูลแพ็กเก็ตที่ติดๆกัน (consecutive packet) ในเอกสารอ้างอิง[2,3] burstiness คือความสัมพันธ์ร่วมกันและความเหมาะสมของทราฟฟิกในช่วงเวลาการทำงาน ใน [4] burstiness ความเกี่ยวพัน โดยอัตโนมัติระหว่างแพ็กเก็ตที่ติดๆกันที่เข้ามาถึง และใน [5] ผลกระทบที่เกี่ยวข้องที่เกิดจากทราฟฟิกในคิวเสมือนที่บริการซึ่งจะต้องเลือกอัตราการส่ง นิยามโดยส่วนใหญ่จะหมายถึงอัตราส่วนระหว่างค่าสูงสุดของแพ็กเก็ตต่อค่าเฉลี่ยของทราฟฟิกสัมพันธ์กับค่าตัวแปรทราฟฟิกและเปอร์เซ็นต์ของการทำงาน

ทราฟฟิก burst จะพิจารณาจากแพ็กเก็ตที่มีความเร็วในระบบเครือข่าย burst เป็นช่วงเวลาที่มียังจำนวนแพ็กเก็ตคิดกว่าค่าเฉลี่ยของแพ็กเก็ตจริง โดย burst จะเกิดระหว่างสองช่วงเวลาคือช่วงเวลาที่มีการส่งแพ็กเก็ตสูงและช่วงเวลาที่ไม่มีการส่งแพ็กเก็ต

กำหนดนิยามการไหลของทราฟฟิก  $X$  ที่เวลา  $t$  ใดๆ คือ  $X(t)$  จะมีจำนวนแพ็กเก็ตในช่วงเวลาการส่งสูง (burst) มากกว่าการไหลของทราฟฟิก  $Y$  ที่เวลา  $t$  ใดๆ คือ  $Y(t)$  ซึ่งจะเป็นสถานะเตรียมพร้อม (steady-state) คิวความยาวของคิวข้อมูลแพ็กเก็ตในการมาถึงของโปรเซส  $X(t)$  จะมีคิวความยาวของสถานะเตรียมพร้อม (steady-state) ที่ยาวกว่าในการมาถึงของโปรเซส  $Y(t)$  กำหนด  $X(t)$  จะมี burst มากกว่า  $Y(t)$  ถ้า  $F_X(x) \leq F_Y(x)$  สำหรับค่า  $x \geq 0$  โดยที่  $F_X(x)$  และ  $F_Y(x)$  คือคิวของความยาวของแพ็กเก็ตที่มาถึงของโปรเซส  $X(t)$  หรือ  $Y(t)$  ตามลำดับ

## 1.1 ความเป็นมาและความหมายของปัญหา

การไหลของข้อมูลจากอินพุตถึงปลายทางเข้าสู่เครือข่าย ผ่านมัลติเพล็กซ์เซอร์ออกเอาต์พุตถึงก่อนที่จะออกเอาต์พุตถึงนั้น อินพุตที่เข้าสู่มัลติเพล็กซ์เซอร์จะมีการใช้แถบความถี่ของสัญญาณ (bandwidth) และจำนวนบัฟเฟอร์ (buffer) ทำให้เกิดการสูญเสียแพ็กเก็ต (packet) ถ้ามีอินพุตถึงไหลเข้ามาจะเกิดการสูญเสียแพ็กเก็ตมากขึ้นด้วย

ดังนั้นจึงมีแนวคิดว่าในการใช้แถบความถี่ของสัญญาณและจำนวนบัฟเฟอร์ของมัลติเพล็กซ์ที่เหมาะสม ที่มีอินพุตถึงไหลเข้ามาจะทำให้เกิดการสูญเสียแพ็กเก็ตลดลง แนวทางการวิจัยคือหาวิธีที่จะลดเกิดการสูญเสียแพ็กเก็ตในมัลติเพล็กซ์เซอร์โดยหาวิธีที่เหมาะสม ในการใช้มัลติเพล็กซ์เซอร์ที่มีการสูญเสียแพ็กเก็ตให้น้อยที่สุด เพื่อให้การใช้ประโยชน์ของเครือข่ายมีประสิทธิภาพดียิ่งขึ้น

## 1.2 ความมุ่งหมายและวัตถุประสงค์ของปัญหา

การจัดสรรทรัพยากรเครือข่ายที่มากเกินไปทำให้เกิดการสูญเสียทรัพยากร และทำให้การไหลของข้อมูลเกิด traffic ประสิทธิภาพของเครือข่ายลดลง จึงมีแนวคิดหาทางช่วยลดการสูญเสียแพ็กเก็ตของอุปกรณ์เครือข่าย โดยวิธีการที่เหมาะสมในการศึกษา

นิยามกำหนดเงื่อนไขพื้นฐานความน่าจะเป็นของการสูญเสียแพ็กเก็ตจะมีการใช้ความถี่ของสัญญาณและจำนวนบัฟเฟอร์น้อยในอุปกรณ์รวมสัญญาณ (multiplexer) ตามลักษณะของแพ็กเก็ตที่เปลี่ยนแปลงทำให้เกิดความล่าช้าของทราฟฟิก การนิยามจะใช้ลักษณะการไหลของทราฟฟิกในเครือข่ายซึ่งอัตราการไหลของแพ็กเก็ตส่วนมากมีข้อจำกัดสำหรับทราฟฟิก และสามารถยืนยันได้ว่าคุณลักษณะของการบริการจะมี จำนวนของแพ็กเก็ตการส่งข้อมูลสูงมากกว่าทราฟฟิกจริงๆ งานวิจัยนี้จะนำเสนออัลกอริทึมที่เหมาะสมทำให้ความเร็วในการส่งแพ็กเก็ตของการส่งข้อมูลสูงมากกว่าแหล่งกำเนิดจริง โดยวิธีการทางตัวเลขเพื่อหาค่าความน่าจะเป็นของการสูญเสียแพ็กเก็ตที่มีอัตราการสูญเสียต่ำตามขนาดของความจุ (capacity) ของอุปกรณ์ คุณลักษณะของแหล่งกำเนิดของเครือข่ายที่วิเคราะห์เราจะเรียกว่าแหล่งกำเนิดเทียม (pseudosource) ใช้แทนแหล่งกำเนิดจริง และพิจารณาเครือข่ายเพื่อให้การใช้ประโยชน์ของอุปกรณ์อย่างเหมาะสมประหยัดค่าใช้จ่าย และทำให้ระบบการสื่อสารมีความรวดเร็วและคล่องตัวขึ้น

### 1.3 สมมติฐานของการศึกษา

ทราฟฟิก burst จะพิจารณาจากแพ็กเก็ตที่มีความเร็วในระบบเครือข่าย burst เป็นช่วงเวลาที่มีจำนวนแพ็กเก็ตดีกว่าค่าเฉลี่ยของแพ็กเก็ตจริง โดย burst จะเกิดระหว่างสองช่วงเวลาคือช่วงเวลาที่มีการส่งแพ็กเก็ตสูงและช่วงเวลาที่ไม่มีการส่งแพ็กเก็ต

กำหนดนิยามการไหลของทราฟฟิก  $X$  ที่เวลา  $t$  ใดๆ คือ  $X(t)$  จะมีจำนวนแพ็กเก็ตในช่วงเวลาการส่งสูง (burst) มากกว่าการไหลของทราฟฟิก  $Y$  ที่เวลา  $t$  ใดๆ คือ  $Y(t)$  ซึ่งจะเป็นภาวะสถานะเตรียมพร้อม (steady-state) ศึกษความยาวของคิวข้อมูลแพ็กเก็ตในการมาถึงของโปรเซส  $X(t)$  จะมีคิวความยาวของสถานะเตรียมพร้อม (steady-state) ที่ยาวกว่าในการมาถึงของโปรเซส  $Y(t)$  กำหนด  $X(t)$  จะมี burst มากกว่า  $Y(t)$  ถ้า  $F_x(x) \leq F_y(x)$  สำหรับค่า  $x \geq 0$  โดยที่  $F_x(x)$  และ  $F_y(x)$  คือคิวของความยาวของแพ็กเก็ตที่มาถึงของโปรเซส  $X(t)$  หรือ  $Y(t)$  ตามลำดับ

### 1.4 ทฤษฎีหรือแนวคิดที่ใช้ในการวิจัย

นิยามกำหนดเงื่อนไขพื้นฐานความน่าจะเป็นของการสูญเสียแพ็กเก็ตน้อยที่สุดในการมัลติเพล็กซ์เซอร์ (multiplexer) ตามลักษณะความไวที่เปลี่ยนแปลงทำให้เกิดความล่าช้าของทราฟฟิก ซึ่งจะทำให้ไม่เกิดความล่าช้าสำหรับการส่งข้อมูลแพ็กเก็ต การนิยามจะใช้ลักษณะการไหลของ traffic ในเครือข่ายซึ่งอัตราการไหลของบิตส่วนมากมีข้อจำกัดสำหรับ traffic และสามารถยืนยันได้ว่าคุณลักษณะของการบริการจะมี burst มากกว่า traffic จริงๆ อัลกอริทึมที่เหมาะสมในขอบเขตของการเกิด burst มากกว่าแหล่งกำเนิดจริง และมีอัตราการสูญเสียแพ็กเก็ตต่ำสำหรับการจัดสรรแถบความถี่ของสัญญาณและจำนวนบัพเฟอร์ที่ใช้ คุณลักษณะของแหล่งกำเนิดของเครือข่ายที่วิเคราะห์เราจะเรียกว่าแหล่งกำเนิดเทียม (pseudosource) ใช้แทนแหล่งกำเนิดจริง สมมุติว่าอัตราสูงสุดจะมีพารามิเตอร์เดียวที่จะอธิบาย ผลลัพธ์ที่ได้จะเป็นการประยุกต์จากวงจรสวิตช์ของเครือข่ายแบบหลายอัตรา ระบบเครือข่ายของแพ็กเก็ตสวิตช์ซึ่งจะถูกใช้ลดลง สำคัญคือเลือกอัตราที่มีคุณลักษณะทำให้เกิดการสูญเสียแพ็กเก็ตต่ำๆ สมมุติว่าอัตราที่ใช้ในเครือข่ายคงที่และมีคุณลักษณะของแหล่ง traffic ที่เหมาะสม

## 1.5 ขอบเขตของการวิจัย

นิยาม Burstiness และลักษณะของ traffic ที่ทดสอบ และนิยามพื้นฐานความน่าจะเป็นของการสูญเสียแพ็กเก็ตให้น้อยที่สุดในการมัลติเพล็กซ์ ใช้อัลกอริทึมที่เหมาะสมทำให้เกิดอัตราการสูญเสียต่ำสุด และมีการจัดสรรใช้แถบความถี่ของสัญญาณและจำนวนบัพเฟอร์ที่เหมาะสมภายใต้เงื่อนไข burst กำหนดแหล่งเครือข่ายที่วิเคราะห์เรียกว่า pseudosource ที่ใช้ทรัพยากรเครือข่าย แสดงวิธีการคำนวณทางตัวเลขเพื่อเปรียบเทียบและวิเคราะห์กับเครือข่ายจริง

## 1.6 ขั้นตอนทำการวิจัย

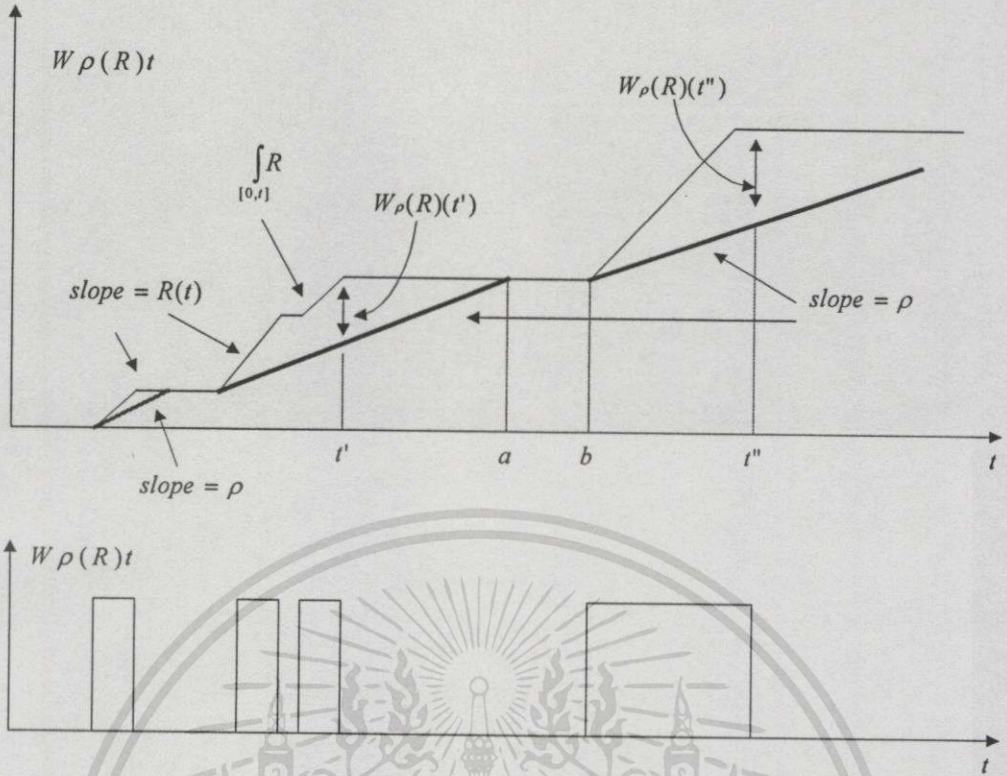
- 1.ศึกษารายละเอียดและขั้นตอนการทำงานของระบบมัลติเพล็กซ์ (multiplexer)
- 2.นิยามการไหลของ traffic ที่มี burst มากกว่าการไหลของ traffic อื่น และพิสูจน์คุณสมบัติบางประการของ traffic
3. แสดงการใช้อัลกอริทึมที่เหมาะสมที่สุดในการจัดการคุณลักษณะของแหล่งกำเนิดของเครือข่าย
4. ศึกษาโดยวิธีการทางตัวเลข(numerical)
- 5.แสดงผลลัพธ์ของ pseudosource ที่ทดสอบมีการใช้แถบความถี่ของสัญญาณและจำนวนบัพเฟอร์ในการมัลติเพล็กซ์ (multiplexer) ทำให้เกิดการสูญเสียแพ็กเก็ตที่น้อยที่สุดและเปรียบเทียบกับเครือข่ายจริง
- 6.สรุปผลการวิจัย

## บทที่ 2

# BURSTINESS และ MULTIPLEXER

### 2.1 ลักษณะของ BURSTINESS

นิยามกำหนดเงื่อนไขสำหรับ Traffic หลักเกณฑ์ของโมเดลรูปแบบ Traffic Stream ประกอบด้วยการรวมกลุ่มของ packet ที่สามารถแสดงค่าตัวแปรตามความยาวของ packet สมมติว่าไม่มี packet โดยยาวเกิน  $L$  bits กำหนดให้การไหลของ Traffic Stream บนลิงค์ที่อินพุต Traffic บนเครือข่ายหรือลิงค์ ที่ติดต่อกันระหว่างเครือข่ายสองเครือข่าย แทนค่าของ Traffic Stream ด้วยฟังก์ชัน  $R$  เป็นค่าทางบวก สำหรับ  $y \geq x$  โดย  $\int_x^y R ds$  คือจำนวนของข้อมูลจาก Stream ที่ส่งผ่านลิงค์บนช่วง  $[x,y]$  ดังนั้นโดยทั่วไป  $R(t)$  แทนอัตราของ Traffic จากการไหลของ Stream บนลิงค์ในเวลา  $t$  ใดๆ และ  $R$  คือ impulse (Dirac delta function) ที่จำเป็นในการกำหนดช่วงการอินทิเกรต เราอาจใช้  $\int_a^b$  แทนการอินทิเกรตช่วงปิดบน  $[a,b]$  และ เรียก  $R$  คือฟังก์ชันอัตราของ Stream นิยามฟังก์ชันของอัตราในรูปแบบที่อธิบาย Traffic โดย Hakimi [5].



รูปที่ 2.1 กราฟพิกะหว่าง  $W_\rho(R)t$  และ  $t$

ถ้า  $L > 0$  และ  $R$  คือฟังก์ชันอัตราของ Traffic Stream ที่ไหลบนลิงค์ สมมติว่า  $R$  มีค่าเพียงสองค่าคือ 0 และอัตราการส่งผ่านของลิงค์  $C$  bit/s จะใช้ค่าความจุของลิงค์จริงๆหรือตาม ideal รูปแบบหนึ่งที่จะพิจารณาคือสมมติว่า  $L=0$  เป็นการไหลของ Traffic อย่างไม่จำกัดไม่สามารถเห็นได้ กรณีรูปแบบ  $L=0$  โดยให้  $R$  มีค่าต่อเนื่องบนช่วง 0 ถึงค่าความจุของลิงค์ ตัวอย่างความจุของลิงค์คือ  $C$  ดังนั้น  $R(t) \in [0, C]$  พิจารณาฟังก์ชันของอัตราประกอบด้วยการเพิ่มฟังก์ชันการไหลของ Traffic Stream ที่ชัดเจนบนลิงค์

นิยามกฎเกณฑ์ของ burstiness ให้  $\sigma \geq 0$  และ  $\rho \geq 0$  โดย  $R \approx (\sigma, \rho)$  สำหรับทุกค่าของ  $x, y$  ที่เหมาะสมและ  $y \geq x$  จะได้ว่า

$$\int_x^y R ds \leq \sigma + \rho(y-x) \quad (2.1)$$

ดังนั้น  $R \approx (\sigma, \rho)$  ค่าขอบเขตบนจำนวนของ Traffic ที่อยู่บนช่วงจะเท่ากับค่าคงที่ของ  $\sigma$  บวกกับสัดส่วนความยาวของช่วง ซึ่งค่าคงที่ตามสัดส่วนของ  $\rho$  ที่คำนวณตามขอบเขตบนเป็นค่าอัตราเฉลี่ยระยะยาวของอัตราการไหลของ Traffic ในการเข้าถึงอัตราการเฉลี่ย สำหรับการกำหนดค่า  $\rho$  ส่วนเทอมของ  $\sigma$  จะใช้ได้กับบางค่าของ burstiness ค่าของ  $\sigma$  ที่ใหญ่กว่าจะใช้ได้ดีกับ burstiness

การแปลความหมายของ  $R \approx (\sigma, \rho)$  สำหรับฟังก์ชัน  $R$  และค่าคงที่ โดยค่า  $\rho > 0$  กำหนดฟังก์ชัน  $W_\rho(R)$  สำหรับทุกช่วงเวลาตามสมการข้างล่าง

$$W_\rho(R)(t) = \max_s \left[ \int_s^t R - \rho(t-s) \right], s \leq t \quad \text{และ} \quad -\infty < t < \infty \quad (2.2)$$

โดยที่  $W_\rho(R)(t) \leq \sigma$  ทุกค่าของ  $t$  และ  $R \approx (\sigma, \rho)$  ตรงกันข้าม  $W_\rho(R)(t)$  คือขนาดของ backlog (จำนวนของงานที่ยังทำไม่เสร็จ) ที่เวลา  $t$  ใดๆ ในระบบ work-conserving system อัตราของข้อมูลที่ยอมรับตามฟังก์ชันของ  $R$  และค่าอัตราการส่งข้อมูลคือ  $\rho$  ตามข้อมูลที่

ที่ค้นพบโดย Reich สามารถพลอตกราฟที่เหมาะสมตามฟังก์ชัน  $\int_0^t R ds$  ที่เวลา  $t$  ใดๆ ตัวอย่างการพลอตกราฟแสดงดังรูปที่ 2.1 โดยเฉพาะการพิสูจน์ทางเรขาคณิตจากสมการ(2.2) สมมติว่า  $t'$  เป็นค่าคงที่และเราจะหา  $W_\rho(R)(t')$  โดยพิจารณาเส้นทั้งหมดด้วยค่าความชัน  $\rho$  และเลือกเส้นที่สูงที่สุดตามช่วงของการอินทิเกรต  $\int_0^{t'} R ds$  สำหรับทุกค่าของ  $t' \leq t''$  ค่าของ  $W_\rho(R)(t')$  จะแตกต่างระหว่าง  $\int_0^{t'} R ds$  สำหรับทุกค่าของ  $t' \leq t'$  ค่าของ  $W_\rho(R)(t')$  จะแตกต่างระหว่าง  $\int_0^{t'} R ds$  และเลือกเส้นที่สูงที่สุดที่เวลา  $t'$  เชื่อกันของเส้นที่เลือกมีความชัน  $\rho$  แสดงให้เห็นดังรูปที่ 1

ค่าของ  $W_\rho(R)$  แสดงค่าที่เวลา  $t$  และ  $t''$  ดังรูปที่ 1 ข้อสังเกต  $W_\rho(R)$  มีค่าเป็นศูนย์ระหว่างช่วงเวลา  $a$  และ  $b$  เพื่อความชัดเจนในการตรวจสอบโคออร์ดิเนตของระยะทางระหว่างการอินทิเกรตของ  $\int_0^t R ds$  และเลือกเชื่อกันของเส้นที่กำหนดขนาดของ backlog ภายใน work conserving system ค่าอัตราการทำงานที่ยอมรับค่า  $R$  และ ค่าอัตราการทำงานคือ  $\rho$

สังเกตถ้าเป็นเพ็คเก็ตจริงที่ยาว  $L$  bits ถ้า  $R(t) \in \{0, C\}$  เป็นไปได้ที่ช่วงการอินทิเกรต  $\int_t^{t+L/C} R = L$  สำหรับบางค่าของ  $t$  ดังนั้นกรณี  $R \approx (\sigma, \rho)$  ค่า  $\sigma$  ที่เหมาะสมตามสมการ

$$\sigma \geq L(1 - \rho/C) \quad (2.3)$$

พิจารณาการใช้กฎเกณฑ์โดยทั่วไปตามสมการ (2.1) โดยเฉพาะถ้า  $b$  เป็นค่าฟังก์ชันจำนวนจริงค่าบวกที่นิยาม และ  $R$  คือค่าฟังก์ชันทางบวกจะได้

$$\int_x^y R \leq b(y-x) \quad (2.4)$$

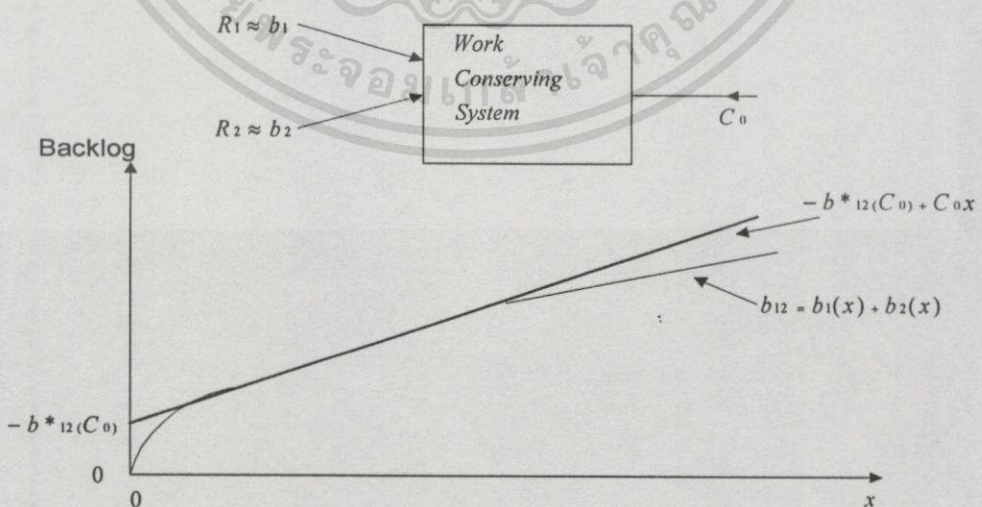
สำหรับทุกค่าของ  $y \geq x$  กำหนดให้  $R \approx b$  โดยทั่วไปจะไม่มีกรณีสูญเสีย สมมติว่าเงื่อนไขของฟังก์ชัน  $b$  จะไม่มีค่าลดลง ถ้า  $b_0$  นิยามเป็น  $b_0(t) = \sigma + \rho t$  ทุกค่าของ  $t$  แล้ว  $R \approx b_0$  และ  $R \approx (\sigma, \rho)$

แสดงการใช้ประโยชน์กฎเกณฑ์ของ traffic stream ซึ่งจะพิจารณาสอง traffic stream ด้วยฟังก์ชัน  $R_1$  และ  $R_2$  สมมติว่า traffic stream ที่อินพุต traffic ในระบบ work-conserving system การส่งและการรับอินพุต traffic บนเส้นเอทที่พุดด้วยค่าของความจุการส่ง  $C_0$  ดังนั้น อัตราของฟังก์ชันของอินพุต traffic ทั้งหมดของระบบคือ  $R_1+R_2$  และขนาดของ backlog ของระบบที่เวลา  $t$  คือ  $W_{C_0}(R_1+R_2)(t)$  สมมติว่า  $R_1 \approx b_1$  และ  $R_2 \approx b_2$  สำหรับฟังก์ชันของ  $b_1$  และ  $b_2$  สังเกตง่าย ๆ คือ  $R_1+R_2 \approx b_{12}$  และ  $b_{12} \triangleq R_1+R_2$  ดังนั้นถ้าหาค่าคงที่  $\alpha$  จะได้ว่า  $b_{12}(x) \leq \alpha + C_0 x$  สำหรับทุกค่าของ  $x$  และ  $R_1+R_2 \approx (\alpha, C_0)$  และ  $W_{C_0}(R_1+R_2)(t) \leq \alpha$  สำหรับบางค่าของ  $t$  ค่าเล็กที่สุดของ  $\alpha$  นิยามดังนี้

$\sup\{b_{12}(x) - C_0 x : x \geq 0\} = -b_{12}(C_0)$  สำหรับฟังก์ชัน  $b$  ค่าฟังก์ชัน  $b$  จะนิยามทุกค่าของ  $\rho > 0$  ดังนี้

$$b(\rho) = \inf\{\rho x - b(x) : x \geq 0\}$$

แนวคิดนี้แสดงดังรูปที่ 2.2 เราสมมติว่า  $L=0$  และการส่งผ่านข้อมูลของระบบบนเอทที่พุดลิงค์เป็นแบบ FCFS ข้อมูลที่ป้อนเข้าระบบในแต่ละเวลา  $t$  จะเกิดการ delay เท่ากับ  $(1/C_0)W_{C_0}(R_1+R_2)(t)$  ในหน่วยของเวลา ตรงกันข้ามเราจะแสดงว่า  $W_{C_0}(R_1+R_2)(t) \leq -b_{12}(C_0)$  และ  $(-1/C_0)b_{12}(C_0)$  คือขอบเขตบนของการ delay ก่อนข้างจะมีปัญหาสำหรับ traffic ที่เข้ามาในระบบ สังเกตว่าบางค่าหรือทั้งหมดของ traffic ที่เข้ามาถึงระบบหลักอาจจะเป็นอินพุต traffic ของระบบรอง การวิเคราะห์ระบบรองจะมีลักษณะคล้ายกับระบบแรก จำเป็นที่จะต้องพิสูจน์กฎเกณฑ์ของ burstiness สำหรับ traffic ที่เข้าถึงระบบหลักง่ายที่จะทำแอปพลิเคชันตามทฤษฎีที่จะอธิบายความสัมพันธ์ระหว่างค่าสูงสุดการ delay ของเครือข่าย แทนด้วย traffic stream ที่ผ่านระบบตามกฎเกณฑ์ที่เหมาะสมตาม stream ที่เข้ามาและเข้าถึงเครือข่ายพื้นฐาน



รูปที่ 2.2 กราฟฟิกแสดงขอบเขตบนตามขนาดของ backlog

สมมติว่าให้เครือข่ายพื้นฐาน สนใจเฉพาะ traffic stream เดียวที่ผ่านเครือข่ายพื้นฐานเข้ามา อาจจะมี traffic stream อื่นผ่านเข้ามาด้วย ให้  $R_{in}$  แทนอัตราของ traffic stream ที่เข้ามา และ  $R_{out}$  แทนอัตราของ traffic stream ที่ออกไป นิยาม delay ข้อมูลเป็นบิตอาจมีความยาวเป็นศูนย์ จากพื้นฐานความแตกต่างระหว่างเวลาเมื่อข้อมูลเป็นบิตเข้ามาและเวลาที่ข้อมูลที่เป็นบิตออกไป ค่าสูงสุดของ delay สำหรับ traffic stream ที่ผ่านเข้ามาแทนด้วย  $D^*$  การนิยามจะครอบคลุมถึงบิตทั้งหมดของข้อมูล stream ตาม delay ถ้า  $D^*$  มีขนาดเล็กเอ่อก์พุต stream จะครอบคลุมอินพุต stream

**ทฤษฎีบท 2.1** ถ้า  $R_{in} \approx b_{in}$  และถ้า  $D^* \leq +\infty$  แล้ว  $R_{out} \approx b_{out}$  โดยที่  $b_{out}(x)$  เป็นการนิยามสำหรับทุกค่า  $x \geq 0$  ดังนี้

$$b_{out}(x) = b_{in}(x + D^*)$$

พิสูจน์ ให้  $y \geq x$  เรามี

$$\int_x^y R_{out} \leq \int_{x-D^*}^y R_{in} \tag{2.5}$$

$$\leq b_{in}(y - x - D^*) \tag{2.6}$$

$$= b_{out}(y - x) \tag{2.7}$$

สมการ (2.5) ตามการนิยามของ  $D^*$  สมการ (2.6) ตามคุณสมบัติ  $R_{in} \approx b_{in}$  ซึ่งสมการ (2.7) พิสูจน์แสดงให้เห็นว่า  $R_{out} \approx b_{out}$

ตัวอย่างจากทฤษฎีถ้า  $R_{in} \approx (\sigma, \rho)$  แล้ว  $R_{out} \approx (\sigma + \rho D^*, \rho)$  วิธีการคำนวณขอบเขตบนของการ delay ตามชนิดของตัวแปรเครือข่าย จากทฤษฎีบท 2.1 ทำให้สามารถวิเคราะห์ทั้งหมดได้ครอบคลุม แต่ก็มีอีกหลายกรณีที่ขึ้นอยู่กับโครงสร้างของเครือข่าย

## 2.2 ค่าคงที่สำหรับ delay ในสายส่ง

ค่าคงที่สำหรับ delay ในสายส่งของเครือข่ายด้วยอินพุต stream เดียวและเอาท์พุต stream เดียว การปฏิบัติการจะอธิบายด้วยค่าพารามิเตอร์เดียวคือ  $D$  ข้อมูลทั้งหมดที่มาถึงอินพุต stream และออกเอาท์พุต stream เท่ากับ  $D$  ดังนั้นถ้า  $R_{in}$  แทนอัตราอินพุต stream และ  $R_{out}$  แทนอัตราเอาท์พุต stream จะได้ว่า

$$R_{out}(t) = R_{in}(t - D) \tag{2.8}$$

สำหรับทุกค่าของ  $t$

ค่าสูงสุดของ delay ในสายส่งคือ  $D$  ถ้า  $R_{in} \sim b_{in}$  แล้ว  $R_{out} \sim b_{out}$  ในกรณี backlog ของ delay สายส่งในช่วงเวลาตามขอบบนคือ  $b_{in}(D)$  ค่า delay ของสายส่งสามารถใช้โมเดล propagation delay ในการเชื่อมต่อของการติดต่อสื่อสาร ตามเงื่อนไขที่ใช้เชื่อมกับโมเดลอุปกรณ์ ซึ่งจะไม่ประมวลผลข้อมูลในทันที

### 2.3 ส่วนของบัฟเฟอร์ด้านรับ (Receiver Buffer)

บัฟเฟอร์ด้านรับในเครือข่ายพื้นฐานด้วย อินพุตและเอาต์พุต stream เดียว อินพุตที่มาถึง ลิงค์จะมีอัตราการส่งผ่านจำกัดคือ  $C$  เอาต์พุต stream ที่ออกจากลิงค์จะมีอัตราการส่งผ่านไม่ จำกัด บัฟเฟอร์ทางด้านรับส่วนของเอาต์พุตข้อมูลที่มาถึงอินพุตลิงค์ตามลำดับ FCFS ข้อมูลแพ็ค เกิดที่เข้าถึงบัฟเฟอร์ด้านรับบนอินพุตลิงค์

ตัวอย่างสมมติ  $R_{in}$  แทนอัตรา stream ของอินพุต และ

$$R_{in}(t) = C \sum_{k=1}^{\infty} I_A(s_k \leq t \leq s_k + L_k/C) \tag{2.9}$$

โดย  $L_k$  แทนความยาวบิตของแพ็คเกจ  $k$  ที่เริ่มต้นการส่งผ่านบนเอาต์พุตลิงค์ที่เวลา  $s_k$  และ  $I_A$  แทนฟังก์ชันค่าความจริงของ  $A$  (truth of statement  $A$ ) ถ้า  $R_{out}$  แทนอัตรา stream ของเอาต์พุต ของบัฟเฟอร์ด้านรับแล้ว

$$R_{out}(t) = \sum_{k=1}^{\infty} L_k \delta(t - t_k) \tag{2.10}$$

$\delta$  คือค่า Dirac delta function และ  $t_k = s_k + L_k/C$  สำหรับทุกค่าของ  $k$

ค่าสูงสุด delay ของบิตข้อมูลที่ผ่านขอบเขตบนคือ  $L/C$  ดังนั้นถ้า  $R_{in} \sim b_{in}$  ตามทฤษฎีบท 2.1 แสดงให้เห็นว่ากฎเกณฑ์ burstiness ของ  $R_{out}$  ถ้า backlog ในบัฟเฟอร์ด้านรับจะมีขอบเขต อยู่ที่  $L$  บัฟเฟอร์ด้านรับที่ใช้เครือข่ายพื้นฐานสำหรับโมเดลเครือข่ายของโหนดที่รับแพ็คเกจอย่าง สมบูรณ์ก่อนที่จะมีแพ็คเกจออกจากโหนด

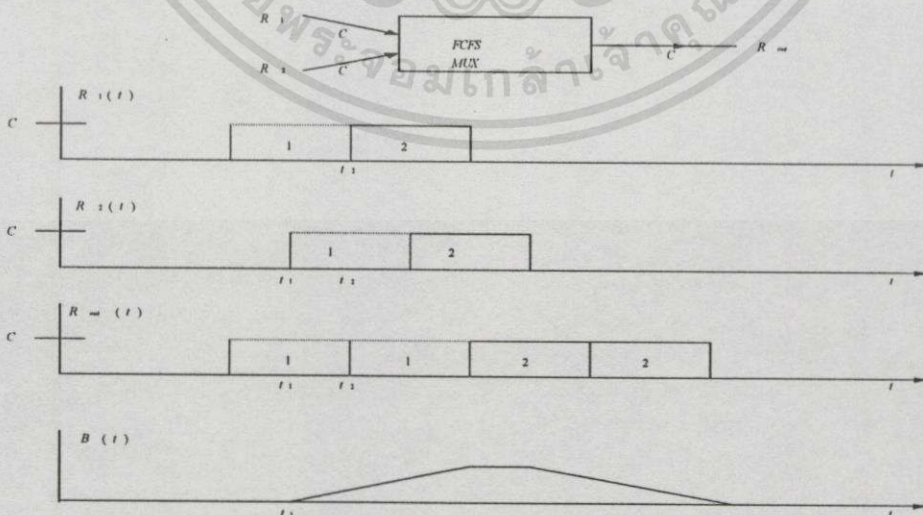
ตัวอย่างบัฟเฟอร์ทางด้านรับมีโมเดลเครือข่ายพื้นฐานที่สะดวกในเครือข่าย การติดต่อสื่อสารข้อมูลของโหนดที่มีการตรวจจับความผิดพลาดของข้อมูลแพ็คเกจ ก่อนที่จะเข้ามาในคิวเงื่อน ไขของบัฟเฟอร์ด้านรับที่ใช้อุปกรณ์ ซึ่งอินพุตลิงค์จะมีขนาดเล็กกว่าอัตราการส่งผ่านของเอาต์พุต ลิงค์

## 2.4 ดิมัลติเพล็กซ์เซอร์ (Demultiplexer)

มัลติเพล็กซ์ (MUX) จะมีสองหรือมากกว่าสองอินพุตลิงค์ ออกเอาต์พุตลิงค์เดียว หน้าที่ของ MUX คือรวม stream ที่มาถึงอินพุตลิงค์ เพื่อออกเอาต์พุตลิงค์ จะวิเคราะห์มัลติเพล็กซ์เฉพาะด้วยสองอินพุตลิงค์เท่านั้น สมมติว่าอินพุตลิงค์แรกมีอัตราการส่งสูงสุด  $C_1$  และอินพุตลิงค์ที่สองมีอัตราการส่งสูงสุด  $C_2$  ค่าอัตราการส่งสูงสุดของเอาต์พุตลิงค์  $C_{out}$  สมมติว่า  $C_i \leq C_{out}$  สำหรับ  $i=1,2$  สมมติมีความเป็นไปได้ที่ข้อมูลแพ็กเก็ตเกิดมีอัตราเอาต์พุตที่ส่งออกมา  $C_{out}$  บนลิงค์ ตามเวลาที่เริ่มต้นและมาถึงมัลติเพล็กซ์แบบ "cut-through" สวิตซ์ซึ่ง ในทางปฏิบัติโดยทั่วไปสมมติว่าไม่เกิดการสูญเสีย ถ้าข้อมูลผ่านมายังบัฟเฟอร์ด้านรับทันทีและมาที่มัลติเพล็กซ์อินพุตลิงค์ อัตราการส่งผ่านเข้ามาที่มัลติเพล็กซ์ไม่จำกัดและสมมติว่าเหมาะสม

อัตรา stream ของอินพุตที่เข้าถึงอินพุตลิงค์แรกแทนด้วย  $R_1$  และอัตรา stream ของอินพุตลิงค์ที่สองแทนด้วย  $R_2$  ให้  $R_1^{out}$  และ  $R_2^{out}$  แทนอัตรา stream แรกและ stream สองที่ออกจากมัลติเพล็กซ์ ดังนั้น  $R^{out} \triangleq R_1^{out} + R_2^{out}$  แทนอัตรา traffic stream ที่อยู่บนเอาต์พุตลิงค์ของมัลติเพล็กซ์ นิยามขนาดของ backlog คือ  $B_i(t)$  จากอินพุต stream  $i$  ที่เข้าถึงมัลติเพล็กซ์ในเวลา  $t$  จะได้ว่า  $B(t) = B_1(t) + B_2(t)$

พิจารณา มัลติเพล็กซ์ในสามลักษณะ ลักษณะแรกคือ การพิจารณา มัลติเพล็กซ์แบบ first come first serve มัลติเพล็กซ์ (FCFS MUX) ใน FCFS MUX แพ็กเก็ตที่ส่งออกเอาต์พุตลิงค์ตามลำดับของแพ็กเก็ตที่เข้าถึงอินพุตลิงค์ นิยามแพ็กเก็ตที่เข้าถึงมัลติเพล็กซ์เป็นการเริ่มต้นการส่งผ่านบนเอาต์พุตลิงค์ สมมติว่า FCFS MUX คือ work-conserving ถ้า  $B(t) > 0$  แล้ว  $R^{out}(t) = C_{out}$  ตัวอย่างของ FCFS MUX ดังรูปที่ 2.3



รูปที่ 2.3 ตัวอย่างการทำงานของ FCFS MUX.

เอกสารนี้เป็นเอกสารที่สงวนไว้สำหรับการใช้งานเพื่อการศึกษาเท่านั้น ไม่อนุญาตให้นำไปใช้ประโยชน์ด้านการค้าไม่ว่ากรณีใดๆทั้งสิ้น อีกทั้งห้ามมิให้ตัดแปลงเนื้อหา และต้องอ้างอิงถึงเจ้าของเอกสารทุกครั้งที่มีการนำไปใช้

ลักษณะที่สองของมัลติเพล็กซ์ จะพิจารณา MUX โดยทั่วไปและ LFCFS MUX ไม่จำเป็นต้องเป็น work-conserving โดยเฉพาะเราจะใช้แอปพลิเคชัน พิจารณามัลติเพล็กซ์เพื่อหาที่ว่างซึ่งจะอธิบายค่ามัลติเพล็กซ์ขณะที่เป็น "on vacation" คือไม่มีการส่งข้อมูลบนเอาต์พุตลิงค์ และมีข้อมูลที่มาถึงเก็บอยู่ในบัฟเฟอร์ เริ่มต้นการมัลติเพล็กซ์คือเริ่มหาที่ว่างที่เวลา  $t$  ถ้า  $R_{out}(t) = 0$  และ  $B(t) = 0$  สมมติว่ามัลติเพล็กซ์ไม่มีการสูญเสียเวลาและมีที่ว่าง ถ้ามัลติเพล็กซ์ไม่มีที่ว่างในเวลา  $t$  และ  $B(t) > 0$  แล้ว  $R_{out}(t) = C_{out}$  สมมติว่า throughput ช่วงที่เกิดที่ว่างเดียวหน่วยเป็น  $V$  ของช่วงเวลา ดังนั้นถ้า  $V=0$  แล้วผลของการไม่มีที่ว่าง ซึ่งเป็นช่วงเวลาที่มัลติเพล็กซ์มี work-conserving ข้อสังเกตให้ตอนปลายของที่ว่างและที่ว่างอื่นเริ่มต้นจากไม่มีข้อมูลมาถึงอินพุตลิงค์ระหว่างที่เกิดมีที่ว่าง โดยทั่วไป MUX จะไม่มีกฎเกณฑ์การลำดับของแพ็กเก็ตที่ส่งผ่านบนเอาต์พุตลิงค์ สมมติว่า MUX โดยทั่วไปไม่สูญเสียเวลาเมื่อไม่มีที่ว่าง

locally first-come first-serve มัลติเพล็กซ์ (LFCFS) มีหลายกรณีที่น่าสนใจ มัลติเพล็กซ์แบบ locally FCFS จะแทน stream ทั้งหมด ถ้าแพ็กเก็ตต้นแบบเดิมจากอินพุต stream ถูกส่งผ่านออกเอาต์พุตลิงค์ตามลำดับก่อนหลังการมาถึง LFCFS MUX ของข้อมูล จะนิยามแทน locally FCFS ทั้งหมดด้วยแต่ละอินพุต stream สมมติว่าการบริการของแพ็กเก็ตเกิดใน LFCFS MUX ไม่มีการสูญเสียเวลากรณีไม่มีตำแหน่งที่ว่าง ข้อสังเกตถ้า  $V=0$  FCFS MUX เป็นกรณีเฉพาะของ LFCFS MUX และ LFCFS MUX ไม่จำเป็นต้องเป็น FCFS MUX

ค่า Throughput โดยสมมติว่า  $R_1 \sim b_1$  และ  $R_2 \sim b_2$  เงื่อนไขเฉพาะสำหรับความ stability คือค่า  $\lim_{x \rightarrow \infty} b_i(x) + b_j(x) - C_{out}(x) = -\infty$  โดยทั่วไปจะมีการสูญเสีย

กำหนด  $b_i(x) \leq C_i(x)$  ตามกฎเกณฑ์ที่เหมาะสมสำหรับอินพุต stream

## 2.5 ค่าสูงสุดของ delay

ทฤษฎีที่ 1 ขอบเขตของ delay สำหรับ FCFS MUX การ delay ของข้อมูลแต่ละบิตที่เข้ามา FCFS มัลติเพล็กซ์จาก stream 1 คือขอบเขตบนแทนด้วย

$$D^*_{FCFSMUX,1} = \frac{1}{C_{out}} \max[b_1(u) + b_2(u + \frac{L}{C_2}) - C_{out}u], u \geq 0 \quad (2.11)$$

เงื่อนไข

1) ขอบเขตบนของทฤษฎีผลลัพธ์ที่ได้จะลดทอน กรณี  $L=0$  และ  $L>0$  จะต้องสนใจเงื่อนไขการส่งแพ็กเก็ต เมื่อมีการส่งใหม่ในลำดับของ FCFS จะไม่สนใจบิตของข้อมูล

2) กรณีเฉพาะ  $C_1 = C_2 = C_{out} = C, R_1 \sim (\sigma_1, \rho_1)$  และ  $R_2 \sim (\sigma_2, \rho_2)$  โดยที่  $\rho_1 + \rho_2 < C$

และ

เอกสารนี้เป็นเอกสารที่สงวนไว้สำหรับบริการใช้งานเพื่อการศึกษาเท่านั้น ไม่อนุญาตให้นำไปใช้ประโยชน์ด้านการค้า ไม่ว่ากรณีใดๆทั้งสิ้น อีกทั้งห้ามมิให้ตัดแปลงเนื้อหา และต้องอ้างอิงถึงเจ้าของเอกสารทุกครั้งที่มีการนำไปใช้

$$D_{FCFSMUX,1}^* = \frac{1}{C} \min \left\{ \sigma_1 + \rho_1 \left( \frac{\sigma_1}{C - \mu_2} \right) + \left( \frac{C - v_1}{C} \right) L, \sigma_2 + \rho_2 \left( \frac{\sigma_1}{C - \rho_2} \right) + \rho_2 \frac{L}{C} \right\} \quad (2.12)$$

พิสูจน์ ทฤษฎีที่ 1 สมมติบิตของข้อมูลที่มาถึงมัลติเพล็กซ์ที่เวลา  $t$  จาก stream 1 เราจะแสดงว่า delay ของบิตคือ  $d_1(t)$  แต่ค่าจะไม่เกิน  $D_{FCFSMUX,1}^*$  ให้บิตของข้อมูลที่ออกจากมัลติเพล็กซ์ช่วงเวลาทีรอจะเป็นซ้ำเซตของ  $W_{Cout}(R_1+R_2)(t)$  ซึ่งเป็นบิตของข้อมูลที่เกิดขึ้นในมัลติเพล็กซ์ที่เวลา  $t$  เพื่อส่งออกบนเอาต์พุตลิงค์ (ดูรูป 3 บิตสุดท้ายของแพ็กเก็ต 1 ของ stream 1 จะไม่คอยบิตของข้อมูลจาก stream 2 ของ stream 2 ที่อยู่ในคิวที่เวลา  $t_2$ ) บิตของข้อมูลจะต้องคอยข้อมูลที่มาถึงจาก stream 2 ในช่วงเวลา  $(t, t+\infty]$  และ  $0 < \infty < \frac{L}{C_2}$  ตัวอย่าง  $\infty$  เป็นค่าบวก ถ้าให้บิตของข้อมูลของแพ็กเก็ตเริ่มต้นมาถึงมัลติเพล็กซ์ต่อจากการเริ่มต้นมาถึงของแพ็กเก็ตจาก stream 2 ที่เข้ามาที่มัลติเพล็กซ์จะไม่สมบูรณ์จนกระทั่งหลังจากเวลา  $t$  พิจารณา delay ของบิตแรกของแพ็กเก็ตสองของ stream 1 ดังรูป 3) การส่งผ่านบิตของมัลติเพล็กซ์  $C_{out}$  ที่ได้คือ

$$d_1(t) \leq \frac{1}{C_{out}} [W_{Cout}(R_1 + R_2)(t) + \int_{(t, t+\infty)} R_2(u) du] \quad (2.13)$$

$$= \frac{1}{C_{out}} \left[ \int_s^t R_1(u) du + \int_s^{t+\infty} R_2(u) du - C_{out}(t-s) \right] \quad (2.14)$$

$$\leq \frac{1}{C_{out}} \left[ \int_s^t R_1(u) du + \int_s^{t+\frac{L}{C_2}} R_2(u) du - C_{out}(t-s) \right] \quad (2.15)$$

$$\leq \frac{1}{C_{out}} [b_1(t-s) + b_2(t-s + \frac{L}{C_2}) - C_{out}(t-s)] \quad (2.16)$$

$$\leq \frac{1}{C_{out}} \max [b_1(u) + b_2(u + \frac{L}{C_2}) - C_{out}(u)], \quad u \geq 0 \quad (2.17)$$

$$= D_{FCFSMUX,1}^*$$

โดยที่  $s$  คือค่าพารามิเตอร์สูงสุดตามนิยามของ  $W_{Cout}(R_1+R_2)(t)$

ทฤษฎีที่ 2 ค่าขอบเขตบนของการ delay สำหรับ MUX โดยทั่วไปประกอบด้วยขอบเขตบนของที่ว่า

ค่าสูงสุดของการ delay ตามบิตของข้อมูลโดยทั่วไปใน MUX คือค่าขอบเขตบนแทนด้วย  $D^*$  โดย

$$D^* = \sup \{ \alpha : \alpha \geq 0, b_{12}(\alpha) \geq C_{out}(\alpha) \}, \quad (2.19)$$

และ  $b_{12} = b_1 + b_2 + C_{out} V$

พิสูจน์ ช่วงคาบของเวลาไม่ว่าง (busy) จะนิยามช่วงคาบของเวลามากที่สุด ซึ่งการไหลของข้อมูลบนเอาท์พุตถึงคัมมิเตอร์การไหลเป็น  $C_{out}$  ของช่วงเวลา แนวคิดหลักคือการ delay ของบิตข้อมูลจะมีค่าไม่มากกว่าช่วงเวลาของคาบเวลาไม่ว่างในแต่ละบิตรวมกับช่วงเวลาที่ว่าง ซึ่งจะเป็นการเริ่มต้นของช่วงเวลาที่ไม่ว่าง และขอบเขตบนนี้จะไม่มีค่าใหญ่มากเพราะว่าขึ้นตามกฎเกณฑ์ตามค่า  $R_1$  และ  $R_2$

ให้  $[t, t + \tau]$  คือช่วงเวลาที่ไม่ว่าง (busy) และ  $v$  คือช่วงเวลาที่ว่าง นำมาใช้เป็นจุดเริ่มต้นของช่วงเวลาที่ไม่ว่าง จำนวนข้อมูลที่ออกจากมัลติเพล็กซ์บนเอาท์พุตถึงระหว่างช่วงเวลาที่ไม่ว่างเท่ากับ  $C_{out} \tau$  ตรงกันข้ามค่า backlog เป็นศูนย์ที่เริ่มต้นของช่วงเวลาที่ว่าง และที่จุดปลายของช่วงเวลาที่ไม่ว่าง จำนวนของข้อมูลที่เข้ามาระหว่างเวลาที่ว่างและช่วงเวลาที่ไม่ว่างเท่ากับจำนวนของข้อมูลที่ออกจากช่วงระหว่างเวลาที่ไม่ว่าง ดังนั้น

$$C_{out} \tau = \int_{t-\tau}^{t+\tau} (R_1 + R_2) \tag{2.20}$$

$$\leq [b_1(\tau + v) + b_2(\tau - v)] \tag{2.21}$$

ซึ่ง  $v \leq V$  เรามี

$$C_{out}(\tau + v) \leq b_{12}(\tau + v) \tag{2.22}$$

ตามสมการ (2.22) และ (2.19) แสดงให้เห็นว่า  $\tau + v \leq D^*$  เป็นการพิสูจน์ทฤษฎีบทนี้ กรณีเฉพาะ เมื่อ  $R_1 \sim (\sigma_1, \rho_1), R_2 \sim (\sigma_2, \rho_2)$  โดยที่  $\rho_1 + \rho_2 < C$  ซึ่งง่ายที่จะปรับปรุงนิยามลรูปค่า  $D^*$  ได้ดังนี้

$$D^* = \frac{\sigma_1 + \sigma_2 + C_{out} V}{C_{out} - \rho_1 - \rho_2} \tag{2.23}$$

ผลลัพธ์ของโมเมนต์แสดงให้เห็นว่า ถ้า  $b_1$  และ  $b_2$  เป็น concave จากทฤษฎีบทก่อนให้ค่าคงที่ที่เป็นไปได้ คีย์จริงที่จำเป็นถ้า  $b_1$  เป็น concave แล้วนิยาม  $R(t) = 0$  สำหรับ  $t > 0$  และ  $\int_0^t R = b(t)$  ค่า  $R$  ที่เหมาะสมคือ  $R \sim b$

ตัวอย่างเช่นสมมติว่า  $L=0$  โมเดลสำหรับ traffic สามารถนิยามค่า  $R_1$  และ  $R_2$  จะได้ว่า

$$\int_{-\infty}^t R_1 + R_2 = \begin{cases} b_1(t) + b_2(t) \\ 0 \end{cases}$$

ถ้า  $t \geq 0$  และ กรณีเงื่อนไขอื่น

(ถ้า  $L > 0$  การประมาณก่อนหน้านั้นจะใช้แฟกต์เกิดช่วงสั้นๆ) ถ้าช่วงที่ว่างในมัลติเพล็กซ์ยาว  $V$  ที่เวลา  $t=0$  ค่าผลรวมของ backlog ที่เวลา  $V$  ที่เหมาะสม  $B(V)=b_1(V) + b_2(V)$  และช่วงเวลาของ  $t$ ,  $V \leq t \leq D^*$  มี  $B(t)=h(t)$  ซึ่ง  $h(t)=b_1(t) + b_2(t) - C_{out}(t-V)$  ดำเนินการตามรูปแบบนี้โดย  $h(V) \geq 0$ ,  $h(D^*)=0$  ความจริงคือค่า  $h$  เป็น concave บนช่วง  $[V,D]$  ตรงกันข้าม  $B(D^*)=0$  และถ้าบิตแรกที่เข้ามาที่เวลา  $t=0$  ค่า delay สุดท้ายที่เป็นไปได้คือ  $D^*$

**ทฤษฎีที่ 3** ค่าขอบเขตบนสุดของการ delay สำหรับ LFCFS MUX ด้วยขอบเขตบนของที่ว่าง

พิจารณามัลติเพล็กซ์ locally FCFS MUX แทนอินพุตทั้งหมดด้วย stream 1 คือค่าขอบเขตบนแทนด้วย  $D^*_1$  โดย

$$D^*_1 = \max \{ \alpha : \alpha \geq 0, b'_1(\alpha) \geq C_{out} \alpha \} \quad (2.24)$$

และ  $b'_1(x)$  นิยามสำหรับทุกค่า  $x$  โดย

$$b'_1(x) = \max [C_{out} V + b_1(\Delta) + b_2(\Delta+x) - C_{out} \Delta] \quad (2.25)$$

**พิสูจน์** สมมติว่าบิตข้อมูลที่มาถึงมัลติเพล็กซ์ที่เวลา  $t$  จาก stream 1 และให้  $D(t)$  คือค่า delay ของบิตข้อมูล นิยาม  $\Delta'$  และ  $v$  ซึ่ง  $t - \Delta'$  คือเริ่มต้นของช่วงเวลาที่ไม่ว่างประกอบด้วยเซตของ  $\{t, D(t)\}$  และ  $v$  คือช่วงเวลาที่ว่างจะเป็นจุดเริ่มต้นของช่วงเวลาที่ไม่ว่างค่าที่เข้าถึง backlog จะเป็นค่าบวก

$$t - \Delta' = \sup \{ s : s \leq t + D(t), R_{out}(s) < C_{out} \} \quad (2.26)$$

$$\text{และ } t - \Delta' - v = \sup \{ s : s \leq t - \Delta', B(s) = 0 \} \quad (2.27)$$

สังเกตถ้า  $\Delta' < 0$  แล้วช่วงเวลาที่ว่างของการบริการในช่วง  $(t, t - \Delta')$  และ  $\Delta' \geq -v$  สังเกตว่า  $v < V$  และ  $t - \Delta' - v \leq t$  ในแต่ละกรณีตามนิยาม  $\Delta', v, D(t)$  และกฎเกณฑ์ของข้อมูลของ stream 1 จะส่งผ่านบนเอาท์พุตลิงค์ตามลำดับใน FCFS มี

$$\int_{t-\Delta'}^{t+D(t)} R_{out} \leq \int_{t-\Delta'-v}^t R_1 \quad (2.28)$$

โดย  $R^{out}(s) = C_{out}$  สำหรับ  $s \in (t - \Delta', t + D(t))$  เรามี

$$C_{out} (\Delta' + D(t)) = \int_{t-\Delta'}^{t+D(t)} R_{out} + \int_{t-\Delta'}^{t+D(t)} R_{2out} \quad (2.29)$$

$$\leq \int_{t-\Delta-v'}^t R_1 + \int_{t-\Delta'}^{t+D(t)} R_{2out} \quad (2.30)$$

$$\leq \int_{t-\Delta-v'}^t R_1 + \int_{t-\Delta'-v}^t R_2 \quad (2.40)$$

$$\leq b_1(\Delta' + v) + b_2(\Delta' + v + D(t)) \quad (2.41)$$

$$\leq b_1(\Delta' + V) + b_2(\Delta' + V + D(t)) \quad (2.42)$$

จากสมการ (2.30) ได้จากสมการ (2.28) และสมการ (2.40) จากนิยามของ  $\Delta'$  และ  $v$  สมการ (2.41) ได้จาก  $R_1 \sim b_1$  และสมการ (2.42) และจากค่า  $v \leq V$  จากสมการ (4.11) แสดงให้เห็นว่า

$$D(t) \leq \sup\{\alpha: \alpha \geq 0, b_1(\Delta' + V) + b_2(\Delta' + V + \alpha) - C_{out}(\Delta' + \alpha) \geq 0\} \quad (2.43)$$

$$\leq \sup\{\alpha: \alpha \geq 0, \max [b_1(\Delta' + V) + b_2(\Delta' + V + \alpha) - C_{out}(\Delta')] \geq C_{out} \alpha\} \quad (2.44)$$

$$= D^*$$

สมการที่ (4.13) ได้จากค่า  $\Delta' \geq -v$

## 2.6 ค่าสูงสุดของค่า backlog (Maximun backlog)

จะตรวจสอบขนาดของ backlog ว่ามีขนาดใหญ่เท่าไรในมัลติเพล็กซ์ ซึ่งสามารถจะดูขอบเขตขนาดของ backlog ในระบบ work-conserving ส่วนของขอบเขตการประยุกต์ขนาดของ backlog รวมใน FCFS MUX สำหรับชนิดของมัลติเพล็กซ์ ความแตกต่างของอินพุต stream ที่เก็บแยกตามลำดับก่อนหลัง ดังนั้นจะสนใจขอบเขตของขนาดของ backlog ซึ่งเกิดจากอินพุต stream

ทฤษฎีที่ 4 ขอบเขตการแยก backlog ของ MUX ประกอบด้วยขอบเขตของที่ว่าง โดยทั่วไปจะยึดหลักก็คือ  $B_i(x) \leq f_i(0)$  สำหรับค่า  $x$

พิสูจน์ กำหนดค่า  $x$  คงที่ นิยาม  $\Delta$  และ  $v$  จากค่าของ  $\Delta$  ซึ่ง  $x - \Delta$  คือเริ่มต้นคาบของช่วงเวลาที่ไม่ว่าง ซึ่งประกอบด้วยเซตของ  $x$  จะได้ว่า

$$x - \Delta = \sup \{s : s \leq x, R_{out}(s) \leq C_{out}\} \quad (2.45)$$

และยึดหลักของสมการ (4.15) และสมการ (4.16)

โดยจากนิยามของ  $\Delta$  และ  $v$  และความจริงคือค่า  $v \leq V$  ตามสมการจะได้

$$\int_{x-\Delta}^s R_{out} \leq \int_{x-\Delta-V}^s R_i, \forall s \geq x - \Delta, i = 1, 2 \quad (2.46)$$

สำหรับความจริงที่  $R_{out1} \leq C_{out}$  สมการ (4.14) และ  $R_i \sim b_i$  จะได้สมการดังนี้

$$\int_{[x-\Delta, s]} R_{out} \leq \min\{b_i(s-x+\Delta+V, C_{out}(s-x+\Delta)), \forall s \geq x-\Delta, i=1,2$$

ดังนั้นจะได้ว่า

$$B_1(x) = \int_{[x-\Delta-v]}^x R_1 - \int_{x-\Delta}^x R_{out2} \quad (2.48)$$

$$= \int_{[x-\Delta-v]}^x R_1 + \int_{x-\Delta}^x R_{out2} - C_{out}\Delta \quad (2.49)$$

$$\leq b_1(\Delta+V) + \min\{b_2(\Delta+V), C_{out}\Delta\} - C_{out}\Delta \quad (2.50)$$

$$\leq f_1(0)$$

จากสมการ (4.19), (4.16) และสมการ (4.17) จะได้ว่า  $\Delta \geq 0$

ข้อสังเกต

1) ง่ายที่จะปรับปรุ่งค่า  $b_1$  และ  $b_2$  เป็น concave และต่อเนื่องผลลัพท์ที่เป็นไปได้ที่เหมาะสมสำหรับ LFCFS MUX

2) กรณีเฉพาะ  $C_1=C_2=\infty$  และ  $R_i \sim (\sigma_i, \rho_i)$  ซึ่ง  $\rho_1+\rho_2 < C_{out}$  ง่ายที่จะตรวจสอบทฤษฎีเพื่อแสดงให้เห็นว่า  $B_1(x) \geq f_1(0)$

$$= \sigma_1 + \rho_1 \frac{\sigma_2}{C_{out} - \rho_2} + \frac{\rho_1}{C_{out} - \rho_2} C_{out} V \quad (2.51)$$

สำหรับแต่ละค่าของ  $x$

## บทที่ 3

### ระบบ PDH และ SDH

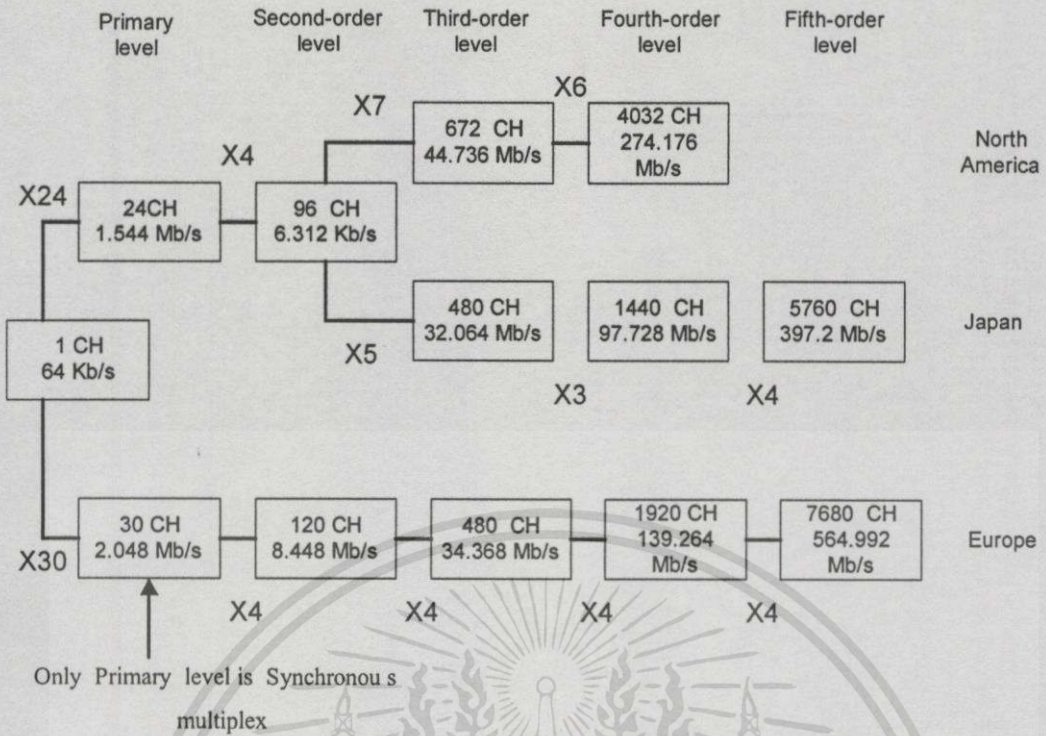
#### 3.1 วิวัฒนาการของระบบสื่อสารสัญญาณ (Transmission System)

ระบบสื่อสารสัญญาณเริ่มต้นจากการส่งสัญญาณ 1 ช่องสัญญาณผ่านสายส่ง 1 คู่สายซึ่งไม่เป็นการประหยัด (Economization) จากการใช้งานทรัพยากร จึงได้มีการพัฒนาวิธีการรวมสัญญาณข้อมูลจากหลายๆแหล่งกำเนิดสัญญาณให้สามารถส่งทางสายส่งเพียง 1 คู่สายได้และนี่คือจุดกำเนิดของ Digital Hierarchy Systems

ในปัจจุบันมีวิวัฒนาการของระบบสื่อสารสัญญาณได้ดำเนินมาถึงขั้นที่ ระบบสื่อสารแบบดิจิทัล (Digital Transmission) ถูกนำมาใช้แทนระบบสื่อสารแบบอนาล็อก (Analog Transmission) และสายใยแก้วนำแสง (Fiber Transmission) ถูกนำมาใช้แทนสายโคแอกเซียล (Coaxial Cable) ซึ่งเหล่านี้เองคือจุดกำเนิดของ SDH

#### 3.2 PDH

มาตรฐานสำหรับ PDH (Plesiochronous Digital Hierarchy) ซึ่งถูกกำหนดไว้โดย ITU-T (International Telecommunication Union – Telecommunication Standardization Sector \*\*former CCITT\*\*) มี Hierarchy Level และ Data Speeds ที่แตกต่างกันระหว่างมาตรฐานยุโรป อเมริกาเหนือ และญี่ปุ่น ดังแสดงในรูปที่ 3.1



รูปที่ 3.1 มาตรฐานของการแบ่งลำดับของสัญญาณดิจิทัล

### 3.3 SDH

เหตุผลหนึ่งที่ได้มีการกำหนด SDH กันขึ้นมาก็คือ เพื่อให้สามารถใช้งานมาตรฐานความเร็วของสัญญาณ 2 Mbit/s ร่วมกันได้ในมาตรฐานเดียวกัน และแน่นอนว่ามาตรฐานใหม่นี้ก็ต้องสามารถเชื่อมต่อ (Interface) เข้ากับอุปกรณ์ที่ใช้กับมาตรฐานเดิมได้อีกด้วย แรกเริ่มเดิมทีนั้น Synchronous Hierarchy จึงได้นำ SONET(Synchronous Optical Network) ที่ซึ่งมีความเร็วของสัญญาณสูงกว่า 45 Mbit/s ซึ่งเป็นความเร็วที่สูงสุดของมาตรฐานอเมริกาเหนือเล็กน้อย (เท่ากับ 51.84 Mbit/s) ทั้งนี้เพื่อให้ Payload ของ 45 Mbit/s สามารถบรรจุเพื่อส่งโดย SONET ได้

ต่อมาในยุโรปได้เริ่มตระหนักถึง Synchronous Hierarchy จึงได้นำ SONET มาปรับแต่งให้เหมาะสมเพื่อใช้งานกับความเร็วที่สูงที่สุดของมาตรฐานยุโรปคือ 140 Mbit/s โดยการเพิ่มความเร็วของ SONET เป็นสามเท่าของความเร็วเดิม (3xSONET Speed=155.52 Mbit/s) สัญญาณนี้ถูกเรียกว่า STM-1 (Synchronous Transport Module-First Level) ซึ่งถือว่าเป็นความเร็วระดับแรกสุดของ SDH ส่วนที่ความเร็วระดับสูงกว่าก็สามารถหาได้จากการคูณความเร็วระดับแรกสุด (155.52 Mbit/s) นี้ด้วยจำนวน n ก็จะได้ STM-n โดย STM-4 และ STM-16 ถูกกำหนดขึ้นมาเป็นมาตรฐานตาม ITU-T Recommendation G.707

SDH ย่อมาจาก Synchronous Digital Hierarchy ซึ่งสามารถสรุปความหมายของแต่ละคำได้ดังนี้

Synchronous คือตัวทำหน้าที่จัดการเกี่ยวกับข้อมูลในโครงข่ายจะสามารถทราบได้ว่า ตรงไหนและเมื่อไรที่จะสามารถพบข้อมูล อีกนัยหนึ่งคือตัวที่ทำหน้าที่จัดการเกี่ยวกับข้อมูลสามารถค้นหาจุดเริ่มต้นของข้อมูล ทั้งนี้เพื่อนำเอาข้อมูลออกมาใช้งานต่อไปได้

Digital คือสัญญาณแบบ Digital ที่สามารถจะทำการ Multiplexing แบบแบ่งทางเวลา (TDM) เข้าด้วยกันได้ซึ่งจะมีข้อดีกว่าสัญญาณแบบ Analog ที่ทำการ Multiplexing แบบแบ่งทางความถี่(FDM) เนื่องจากจะใช้ Bandwidth ในการ Multiplexing ที่น้อยกว่านั่นเอง นอกจากนี้แล้วระบบของการสื่อสารสัญญาณ ก็ได้มีการพิสูจน์ออกมาแล้วว่า Digital Transmission จะได้คุณภาพของสัญญาณที่ดีกว่า Analog Transmission เมื่อพิจารณาที่ภาวะแวดล้อมเดียวกัน

Hierarchy คือการแสดงความสัมพันธ์ระหว่างความเร็วระดับต่างๆ ของข้อมูลใน Digital Transmission โดยข้อมูลความเร็วต่ำกว่าสามารถบรรจุลงในข้อมูลที่ที่มีความเร็วสูงกว่าได้ โดยจะมีลักษณะของการบรรจุเป็นลำดับขั้น หรือ Hierarchy นั้นเอง

### 3.4 ความแตกต่างระหว่าง PDH กับ SDH

ในการตัดสินใจที่จะปรับเปลี่ยน SDH มาใช้แทน PDH นั้นจะพิจารณาด้านทุน และคุณสมบัติในการใช้งานเป็นหลัก กล่าวคือ จะต้องพิจารณาถึงค่าใช้จ่ายที่จะเกิดขึ้นควบคู่ไปกับความสามารถในการให้บริการ คุณภาพของการให้บริการด้วย ถ้ามองในระยะสั้นแล้วพบว่า PDH ยังคงเหมาะสมกว่าถ้าหากพิจารณาในด้านการประหยัดอย่างเดียว ในขณะที่ถ้ามองในระยะยาวนั้นความน่าสนใจส่วนใหญ่จะไปตกอยู่ที่ SDH ซึ่งเป็นทางเลือกที่ดีกว่า

นอกจากนี้ SDH ยังเหนือกว่า PDH ในด้านความสามารถในการเข้าถึงข้อมูล (Accessibility) ยกตัวอย่างเช่นในการส่งสัญญาณ E-1 (2 Mbit/s) หากส่งสัญญาณ E-1 ไปในระบบ SDH โดยใช้ STM-1 เป็นตัวขนส่งเราจะพบว่า สามารถดึงสัญญาณ E-1 ออกมาจาก STM-1 ได้ทันทีที่เราต้องการจะใช้สัญญาณ แต่ถ้าหากเป็นการส่งสัญญาณ E-1 ไปในระบบ PDH โดยใช้ E-4 (140 Mbit/s) เป็นตัวขนส่ง ถ้าต้องการดึง E-1 ออกมานั้น จำเป็นต้องทำการ Demultiplexing สัญญาณจาก E-4 มาเป็น E-3 (34 Mbit/s) จาก E-3 ลงมาเป็น E-2 (8 Mbit/s) และ E-2 จากลงมาเป็น E-1(2 Mbit/s) ซึ่งนับเป็นการเสียเวลามาก

SDH ยังเหนือกว่า PDH ในเรื่องที่เกี่ยวข้องกับการบริหารสถานีต่างๆ อีกด้วย โดยข้อมูลเกี่ยวกับการบริหารและ จัดการสถานีต่างๆจะถูกส่งไปให้กับสถานีที่เกี่ยวข้องอย่างรวดเร็ว และถูกต้อง นอกจากนี้ในส่วนของจุดหมายปลายทางของข้อมูล ก็ยังสามารถที่จะทำการเปลี่ยนแปลงได้ตามที่ถูกคำสั่งการ หรือในกรณีที่เส้นทางถูกกีดขวาง การใช้งานอยู่จะทำการเปลี่ยนเส้นทาง

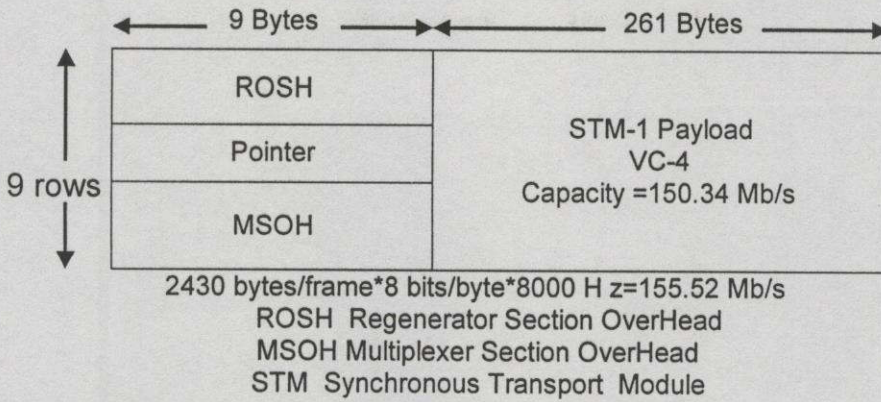
แต่ไปที่จุดหมายปลายทางเดิม (หรือ Routing เดิม) ก็ยังทำได้ แต่ถ้าเป็นกรณีของ PDH ปลายทางของข้อมูลจะถูกกำหนดไว้อย่างแน่นอนตายตัว (Fixed) อยู่แล้ว ส่วนการเปลี่ยนแปลงเส้นทางนั้นสามารถทำได้ แต่ก็ต้องเสียค่าใช้จ่ายเพิ่มขึ้นอย่างมากเนื่องจากจำเป็นต้องสร้างเส้นทางอีกเส้นทางหนึ่งใหม่ขึ้นมา

ประโยชน์ของ SDH ต่อผู้ใช้และผู้ให้บริการ เมื่อเปรียบเทียบกับระบบเก่าแล้ว SDH จะให้ประโยชน์ในแง่ของผู้ใช้บริการดังนี้ คือ Higher Reliability จากการทำสามารถทำการเปลี่ยนเส้นทางแต่ไปที่ปลายทางเดิม ในกรณีที่เส้นทางเดิมถูกกีดขวาง (Blocked) การใช้งานอยู่ Improved Accessibility และ More Service จาก Payload ของ STM-n นอกจากนี้มีความสามารถที่จะ Mapping ข้อมูลที่เป็น PDH ได้แล้ว ยังสามารถทำการ Mapping ข้อมูลจาก ATM, WAN, MAN หรือ FDDI ได้อีกด้วย

ประโยชน์ในแง่ของผู้ให้บริการ ถือลดต้นทุน เนื่องจากการที่ SDH จะมีฟังก์ชันต่างๆ อาทิเช่น ฟังก์ชันของ Network Management, ฟังก์ชันของระบบ Protection และการ Restoration ซึ่งฟังก์ชันเหล่านี้สามารถใช้งานในระบบของ SDH ได้โดยส่งไปกับส่วนของไบต์ข้อมูลที่อยู่ในส่วนของ Section Overhead (SOH) ในขณะที่ระบบ PDH ไม่มีไบต์หรือบิตสำหรับทำหน้าที่เหล่านี้โดยตรง การใช้ฟังก์ชันเหล่านี้จำเป็นที่จะต้องมีการเพิ่มอุปกรณ์เพิ่มเติมซึ่งจะเกิดค่าใช้จ่ายขึ้นอย่างแน่นอน นอกจากนี้แล้วอุปกรณ์เพิ่มเติมเหล่านี้ก็ไม่ได้ มีมาตรฐานกำหนดไว้แต่อย่างใด จึงทำให้โดยส่วนใหญ่ของอุปกรณ์เหล่านี้ที่ผลิตจากต่างผู้ผลิตกันไม่สามารถใช้งานร่วมกันได้ ในระบบ SDH สามารถควบคุมโครงข่ายทั้งหมด (Network Management) จากศูนย์กลางได้นั้น ทำให้เกิดประสิทธิภาพในการจัดการโครงข่าย ความจุหรือความเร็วในการส่งข้อมูลสูงกว่าระบบเดิม มีความสามารถในการเก็บข้อมูล หรือสถิติที่เกี่ยวข้องกับ Performance ต่างๆ ของสัญญาณ อาทิเช่น Error Second Block Error

### 3.5 โครงสร้างเฟรมของ SDH

ในหัวข้อนี้จะกล่าวถึง โครงสร้างของ SDH และหน้าที่ต่างๆ ของ Pointer กับส่วน Overhead นอกจากนี้จะกล่าวถึงวิธีการ Multiplexing ของ Payload ในเฟรม STM-1 อีกด้วย ก่อนอื่นจะเริ่มต้นจาก โครงสร้างเฟรม STM-1 กันก่อน



รูปที่ 3.2 โครงสร้างของ STM-1

ภาพรวมของโครงสร้างเฟรม STM-1

3.5.1 STM-1 จะถูกจัดเป็น Block ที่มีขนาด 9 แถว 270 แถวแนวดิ่ง โดยทุกๆ แถวแนวดิ่งจะเท่ากับหนึ่งไบต์ โดย 9 ไบต์แรกจะถูกใช้สำหรับ Section OverHead ส่วนอีก 261 ไบต์จะถูกใช้สำหรับ Payload

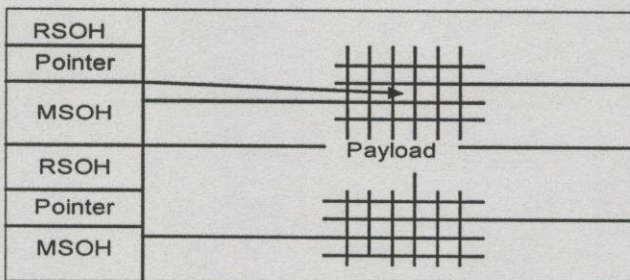
3.5.2 ส่วนของ Section OverHead ประกอบไปด้วยส่วนของ Regenerator Section OverHead (RSOH;  $3 \times 9$  bytes) และส่วนของ Multiplexing Section OverHead (MSOH;  $5 \times 9$  bytes)

3.5.3 6 ไบต์แรกของ RSOH จะเป็นส่วนของ Frame Alignment Signal (FAS) ซึ่งแทนจุดเริ่มต้นของเฟรม STM-1

3.5.4 ส่วนของ OverHead ถูกใช้สำหรับการตรวจสอบข้อมูลที่ผิดพลาด สำหรับเป็นช่องทางในการติดต่อสื่อสารเพื่อการจัดการและดูแลรักษาระบบ

3.5.5 9 ไบต์ระหว่าง RSOH กับ MSOH จะถูกใช้เป็น pointer ซึ่งเป็นตัวบอกจุดเริ่มต้นของ Payload

พิจารณาวิธีการทำงานของ Pointer



รูปที่ 3.3 การทำงานของ Pointer

เอกสารนี้เป็นเอกสารที่สงวนไว้สำหรับการใช้งานเพื่อการศึกษาเท่านั้น ไม่อนุญาตให้นำไปใช้ประโยชน์ด้านการค้า ไม่ว่ากรณีใดๆทั้งสิ้น อีกทั้งห้ามมิให้ตัดแปลงเนื้อหา และต้องอ้างอิงถึงเจ้าของเอกสารทุกครั้งที่มีการนำไปใช้

จากรูปที่ 3.3 นั้นจะเห็นได้ว่าตำแหน่งที่แท้จริงของ Payload ทั้งหมดจะไม่ได้อยู่ในเฟรมของสัญญาณเพียงเฟรมเดียว แต่จะเลื่อนไปยังเฟรมถัดไปด้วย ทั้งนี้ก็เนื่องมาจากในความเป็นจริงนั้น Payload จะต้องเริ่มต้นหลังส่วนของข้อมูลที่เป็น Pointer ไปที่เสมอ

นอกจากใช้เพื่อเป็นตัวบอกจุดเริ่มต้นของ Payload แล้ว Pointer ยังทำหน้าที่ที่เกี่ยวข้องกับ Justification อีกด้วยกล่าวคือในแต่ละโหนดของโครงข่าย SDH นั้นจะมีสัญญาณที่เกี่ยวข้องกับ STM-n อยู่สองแบบคือ

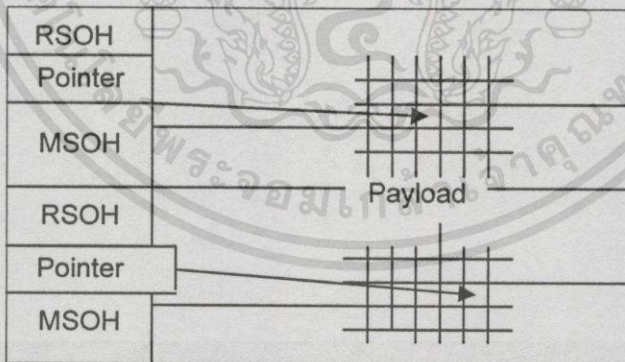
- STM-n ที่รับจากสถานีอื่น
- Payload ที่ต้องการจะส่งออกไปกับ STM-n (STM-n ที่จะส่งต่อไปให้สถานีอื่นๆ)

ในที่นี้จะสมมติว่าเป็นโหนด ในระดับของ STM-1 โดยให้ความถี่ของ STM-1 ที่รับจากสถานีอื่นแทนด้วย  $F_{stm-1}$  และให้ความถี่ของ Payload ที่ต้องการจะส่งออกไปกับ STM-1 แทนด้วย  $F_{payload}$  ซึ่งจะทำให้เกิดผลต่างๆได้ดังนี้

กรณีที่  $F_{stm-1} = F_{payload}$  หรือความถี่ Synchronous กัน Payload ของสัญญาณที่รับเข้ามาสามารถนำไปใส่ใน STM-1 ที่จะส่งออกไปได้เลย

กรณีที่  $F_{stm-1} > F_{payload}$  จะต้องทำการปรับให้ความถี่ที่เท่ากัน ซึ่งจะได้

$F_{stm-1} = F_{payload} + \text{Justification}$  ซึ่งการปรับแบบนี้ถูกเรียกว่า Positive Justification ลงไปในไบต์ของ Payload ที่อยู่หลังไบต์ที่ 9 ของ Pointer จำนวนทั้งหมด 3 ไบต์ ทำให้ดูเหมือนว่า Pointer ยาวขึ้นดังรูปที่ 3.4



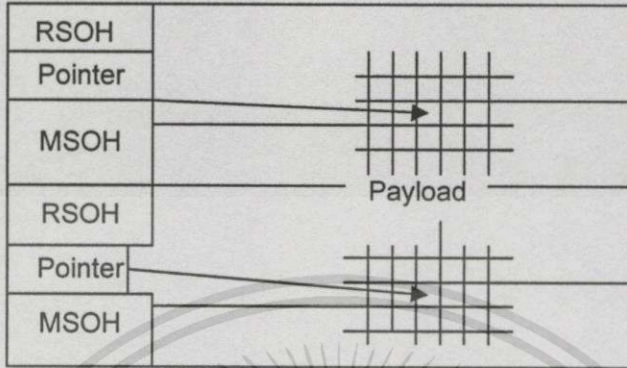
รูปที่ 3.4 Positive Pointer

ข้อสังเกตที่ได้จาก Positive Justification คือการเปลี่ยนแปลง Pointer Value ขึ้นโดย Pointer Value ของเฟรมหลังจากทำการ Justification แล้วจะเท่ากับ Pointer Value ของเฟรมก่อนจะทำการ Justification บวกด้วย 1

กรณีที่  $F_{stm-1} < F_{payload}$  จะต้องทำการปรับให้ได้ความถี่ที่เท่ากัน ซึ่งจะได้

เอกสารนี้เป็นเอกสารที่สงวนไว้สำหรับการใช้งานเพื่อการศึกษาเท่านั้น ไม่อนุญาตให้นำไปใช้ประโยชน์ด้านการค้า ไม่ว่ากรณีใดๆทั้งสิ้น อีกทั้งห้ามมิให้ตัดแปลงเนื้อหา และต้องอ้างอิงถึงเจ้าของเอกสารทุกครั้งที่มีการนำไปใช้

$F_{stm-1} + Justification = F_{payload}$  การปรับนี้จะถูกเรียกว่า Negative Justification โดยจะใช้ไบนารีที่ 7,8 และ 9 ของแถว 4 หรือ Pointer เป็นข้อมูลของการ Justification ซึ่งทำให้ดูเหมือนว่า Pointer ต้่นลง ดังแสดงในรูปที่ 3.5

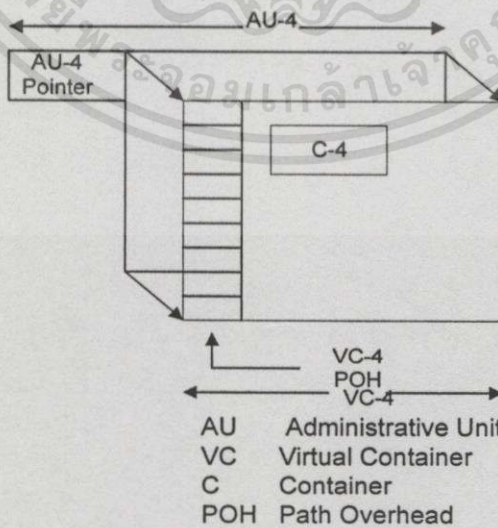


รูปที่ 3.5 Negative Justification

ในกรณีของ Negative Justification นี้ Pointer Value ของเฟรมหลังจากทำการ Justification แล้วจะเท่ากับ Pointer Value ของเฟรมก่อนที่จะทำการ Justification ลบด้วย 1

### 3.6 วิธีการ Multiplexing ใน SDH

จะเริ่มต้นดูกันก่อนว่า สัญญาณ E-4(140 Mbit/s) นั้นเข้าไปอยู่ใน STM-1 ได้อย่างไร



รูปที่ 3.6 การจัดลำดับ VC-4 ลงใน STM-1

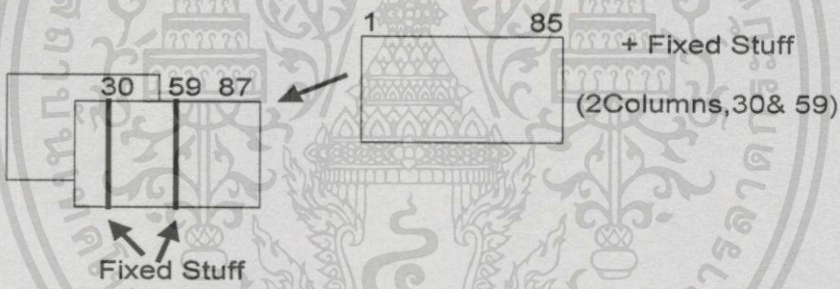
เอกสารนี้เป็นเอกสารที่สงวนไว้สำหรับการใช้งานเพื่อการศึกษาเท่านั้น ไม่อนุญาตให้นำไปใช้ประโยชน์ด้านการค้า ไม่ว่ากรณีใดๆทั้งสิ้น อีกทั้งห้ามมิให้ดัดแปลงเนื้อหา และต้องอ้างอิงถึงเจ้าของเอกสารทุกครั้งที่มีการนำไปใช้

เริ่มจากสัญญาณ E-4 จะถูกแมป (Mapped) เข้าสู่คอนเทนเนอร์ที่เรียกว่า C-4 จากนั้น VC-4 Path Overhead(VC-4 POH) ถูกเพิ่มเข้าไปใน C-4 ซึ่งหนึ่งในหลายๆหน้าที่ของ POH นี้ก็คือการทำ Parity Check เพื่อตรวจหาความผิดพลาดของข้อมูลที่อยู่ในส่วนของคอนเทนเนอร์ และเราเรียกส่วนของ C-4 รวมกับ VC-4 POH นี้ว่า Virtual Container-4 (VC-4) ซึ่งสามารถถูกบรรจุลงไปใน STM-1 ได้

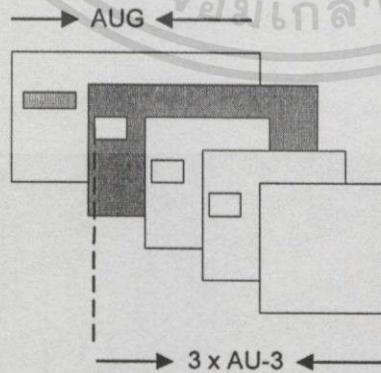
ในกรณีของมาตรฐาน PDH อเมริกาเหนือซึ่งสัญญาณ 45 Mbit/s คือสัญญาณที่มีความเร็วสูงสุด สามารถบรรจุสัญญาณนี้ลงไปในเฟรมของ STM-1 ได้ โดยการ Mapped สัญญาณนี้ด้วยวิธีเดียวกับสัญญาณ E-4 แต่จะต่างกันที่สัญญาณนี้จะไปอยู่ที่ AU-3 และเมื่อนำ AU-3 สามชุดมาทำการรวมเข้าด้วยกันในลักษณะของ Byte Interleaving ก็จะได้ AU-4 ออกมา

พิจารณาวิธีการที่สัญญาณ E-4 เข้าไปอยู่ใน STM-1 แล้ว ต่อมาจะพิจารณาวิธีการที่สัญญาณ E-3(34 Mbit/s) เข้าไปอยู่ใน STM-1 ซึ่งจะมี 2 แบบ โดยมาดูแบบแรกก่อน

แบบแรก นี้สัญญาณ E-3 จะเข้าไปอยู่ที่ C-3, VC-3 และ AU-3 ตามลำดับด้วยวิธีการที่เหมือนกับกรณีของการที่สัญญาณ E-4 เข้าไปอยู่ใน STM-1 จากนั้นจึงนำ AU-3 สามชุดมา Byte Interleaving กัน



รูปที่ 3.7 โครงสร้างของ VC-3 ใน AU-3



รูปที่ 3.8 การ Multiplexing AU-3 ใน STM-1

จะเห็นว่า การ Multiplexing รูปแบบนี้ จะไม่มีส่วนของ VC-4 จึงไม่ถูกใช้สำหรับระบบของ SDH ที่เชื่อมต่อเข้ากับ PDH มาตรฐานยุโรป อย่างไรก็ตามการ Multiplexing รูปแบบนี้แสดงให้เห็นถึงวิธีการ Multiplexing ของระบบ SONET ที่ใช้กับมาตรฐาน PDH มาตรฐานอเมริกาเหนือและญี่ปุ่น

สำหรับแบบที่สอง สัญญาณ VC-3 สามชุดจะเข้าไปอยู่ใน VC-4 แล้วจึงทำการส่งออกไปเป็นเฟรมของ STM-n ซึ่งนอกจาก VC-3 แล้ว VC-4 ยังสามารถบรรจุสัญญาณ VC-12 สำหรับ PDH 2 Mbit/s ได้อีกด้วย จึงนับได้ว่า VC-4 เป็นแนวทางการใช้ส่งสัญญาณ SDH สำหรับ PDH มาตรฐานยุโรป

### 3.7 โครงสร้างของการ Multiplexing ใน SDH

ก่อนจะเข้าถึงโครงสร้างของการ Multiplexing ใน SDH จะขอแทรกความหมายของศัพท์ต่างๆที่เกี่ยวข้องกับ SDH-Frame Structure ก่อนดังนี้

- Payload คือข้อมูลที่ถูกจัดเรียงในรูปแบบของเมตริกซ์สี่เหลี่ยมซึ่งมีความกว้าง 261 แถวแนวนอน โดย Payload จะไม่มีตำแหน่งที่ตายตัวในเฟรมของ STM-1 กล่าวคือมันสามารถที่จะไปอยู่ในเฟรมของ STM-1 เฟรมต่อไปได้

- Container บิตข้อมูลที่ต้องการจะส่งนั้น จะถูกเก็บไว้ใน Payload ซึ่ง Payload นี้จะเป็นเหมือน Container ขนาดใหญ่ที่สามารถบรรจุชุดของข้อมูลที่มีขนาดเล็กกว่าได้หลายชุด Container ที่มีขนาดใหญ่ที่สุดคือ C-4 ซึ่งมีความสามารถที่จะบรรจุสัญญาณ PDH 140 Mbit/s ได้นอกจากนี้ก็ยังสามารถบรรจุ Container ที่มีขนาดเล็กกว่าได้อีกด้วย โดยตารางที่ 1 จะแสดงลำดับชั้นของ Container

ตารางที่ 3.1 Container Hierarchy

Container Code	Comparable PDH Level (Europe)	Other Levels (American, Japanese)
C-11		1.5 Mbit/s
C-12	2 Mbit/s	
C-2	*	6.3 Mbit/s
C-3	34 Mbit/s	45 Mbit/s
C-4	140 Mbit/s	

- Path Overhead (POH)

Container จะมีเส้นทางในการเดินทางในโครงข่าย หรือ Network ที่แน่นอน และจะถูกส่งไปมาพร้อมๆ กัน กับ POH ซึ่งหน้าที่ของ POH โดยทั่วไปมีดังนี้

1. Parity Check สำหรับตรวจสอบความผิดพลาด
2. เป็นสัญญาณที่เป็นตัวบ่งบอกว่า Container ถูกใช้งานอยู่
3. Remote (alarm) information

นอกจากนี้ POH ยังถูกใช้เป็น Path user channel เพื่อตรวจสอบเส้นทางว่าถูกต้องหรือไม่ได้อีกด้วย อย่างไรก็ตามหน้าที่ของ POH นี้จะขึ้นอยู่กับ Hierarchy Level

- Virtual Container คือการรวม Container กับ POH เข้าด้วยกัน จะได้ Virtual Container (VC) ออกมา ซึ่งเมื่อกล่าวถึง VC จะหมายถึง Container ของข้อมูลที่มีเส้นทางหรือการเดินทางผ่านในโครงข่าย

- Pointer (PTR) คือ Pointer อยู่ในส่วนของ Overhead โดยเป็นตัวบอกจุดเริ่มต้นของ VC ซึ่ง Pointer นี้เป็นตัวที่ทำให้ SDH แตกต่างจาก PDH ในส่วนของความสามารถที่เข้าถึงข้อมูลได้โดยตรง นอกจากนี้ในกรณีที่สัญญาณ Incoming กับ Outgoing ในระบบมี Bit Rate ที่แตกต่างกัน(โดยที่จำนวนบิตของข้อมูลยังคงเท่ากัน) จะส่งผลให้เกิดความแตกต่างกันทางเฟส (Phase Difference) ของสัญญาณ Incoming กับ Outgoing ขึ้นมาแต่ Pointer ก็สามารถจะช่วยปรับ Payload ที่มีเฟสต่างกันได้ให้สามารถไหลตัวอยู่ในเฟรมของ STM-1 ได้

- Tributary Unit(TU) คือ VC รวมกับ Pointer จะถูกเรียกว่า Tributary Unit(TU) ซึ่ง TU จะถูกวางลงไปใน Tributary Unit Group อีกทีหนึ่ง หน้าที่ของ TU นี้จะเหมือนกับของ Administrative Unit แต่ที่ถูกเรียก Administrative Unit ก็เพราะว่ามันถูกวางลงไปในเฟรมของ STM-1 โดยตรง

- Tributary Unit Group (TUG) เกิดจากที่ TU หลายๆ Unit จะถูกวางรวมกันแบบ Byte Interleaving ซึ่ง TUG ที่จะเข้าไปอยู่ใน Higher-Order Virtual Container(HOVC)\* ทำให้เราสามารถเข้าถึงข้อมูลต่างๆได้ อย่างถูกต้อง

Higher-Order Virtual Container(HOVC)\* คือ VC ที่สามารถถูกส่งโดยตรงในเฟรม STM-1 ได้ เพราะฉะนั้น HOVC จะมีได้สองแบบคือ VC-4 และ VC-3 ส่วน Lower-Order Virtual Container(LOVC) คือ VC ที่ถูกส่งใน HOVC อีกที เพราะฉะนั้นก็จะมี VC-11, VC-12, VC-2 และ VC-3 ที่ถูกส่งไปใน VC-4

- Administrative Unit(AU) คือส่วนของ VC กับ Pointer ที่สามารถจัดลงในเฟรม STM-1 ได้โดยตรง ดังนั้นจากที่เราเคยรู้ว่าเฉพาะ VC-3 และ VC-4 เท่านั้นที่สามารถถูกจัดอยู่ในเฟรม STM-1 ได้โดยตรง เพราะฉะนั้นจึงมีเพียง AU-3 และ AU-4 เท่านั้น

- Section Overhead(SOH) คือส่วนที่ถูกใช้สำหรับการดูแลรักษา (Maintenance) และการจัดการ(Management) เกี่ยวกับสัญญาณ ตัวอย่างเช่นการจัดให้มีช่องทางสำหรับส่งข้อมูล(Data Communication channel) เพื่อการบำรุงรักษาและการจัดการ การตรวจสอบความผิดพลาดต่างๆ (Error Check Facilities)

- Synchronous Transport Module(STM-1) STM-1 คือบล็อกข้อมูลพื้นฐานในระบบ SDH โดยบล็อกจะถูกแบ่งออกเป็น 270 คอถัมภ์ และทุกคอถัมภ์จะมีความกว้าง 1 ไบต์ สำหรับ 9 คอถัมภ์แรกจะเป็นส่วนของ Overhead ส่วนอีก 261 คอถัมภ์จะถูกจองไว้เป็นส่วนของคุณข้อมูล

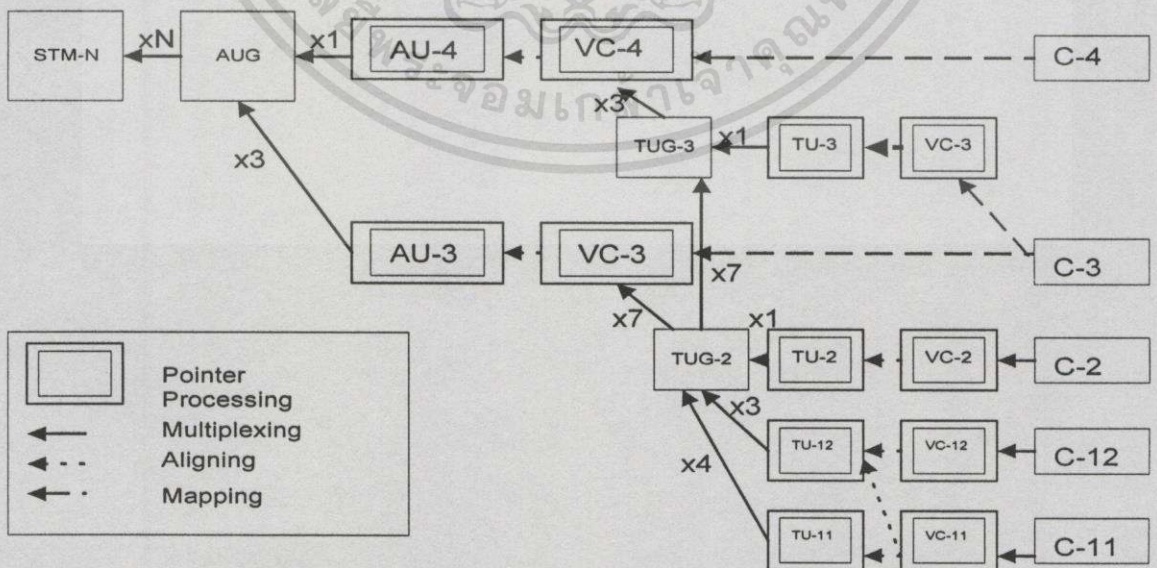
Frame Rate คือ 8000 บิตต่อวินาที

มาพิจารณาเกี่ยวกับรายละเอียดของโครงสร้างการ Multiplexing ใน SDH ก่อนหน้านี้เราเคยรู้มาแล้วว่ามีหลากหลายวิธีที่สัญญาณข้อมูล PDH จะเข้าไปอยู่ใน Payload อย่างไรก็ตามมีรูปแบบโดยปกติดังนี้

1. สัญญาณของ PDH จะถูกแมป(Mapped) ลงใน Container และเมื่อทำการรวม POH เข้ากับ Container ก็จะได้ VC ออกมา

2. จากนั้นก็ทำการกำหนด Pointer ให้กับ VC สุดท้ายจะได้ TU หรือ AU ออกมาแล้วแต่กรณี

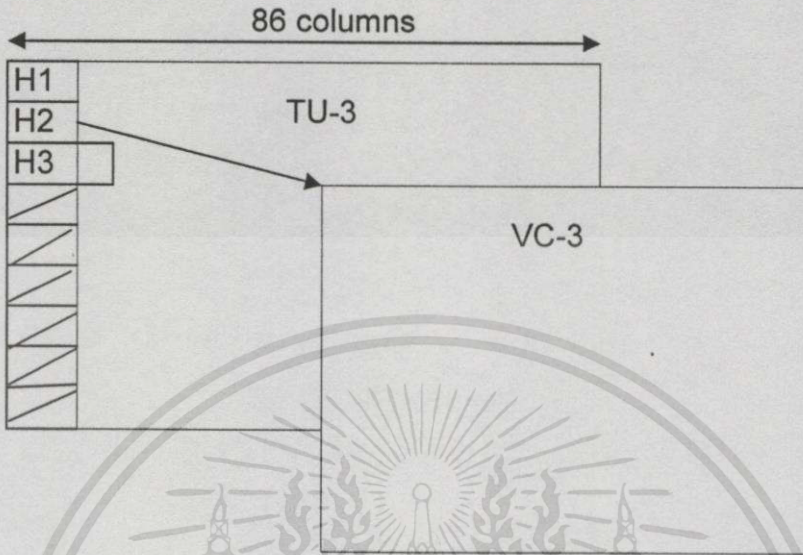
4. นำ TU หรือ AU มาทำการมัลติเพล็กซ์เข้าด้วยกันได้ TUG หรือ AUG แล้วแต่กรณี จากข้อ 1 ถึง 3 สามารถบอกถึงความแตกต่างระหว่าง Mapping Aligning และ Multiplexing ได้ กล่าวคือ Mapping เป็นกระบวนการที่จัด PDH เข้าไปใน VC ดังเช่นข้อ 1, Aligning เป็นตัวกำหนด Pointer ให้กับ VC ดังเช่น ข้อ 2, และ Multiplexing คือการมัลติเพล็กซ์ TU หรือ AU เข้าด้วยกัน



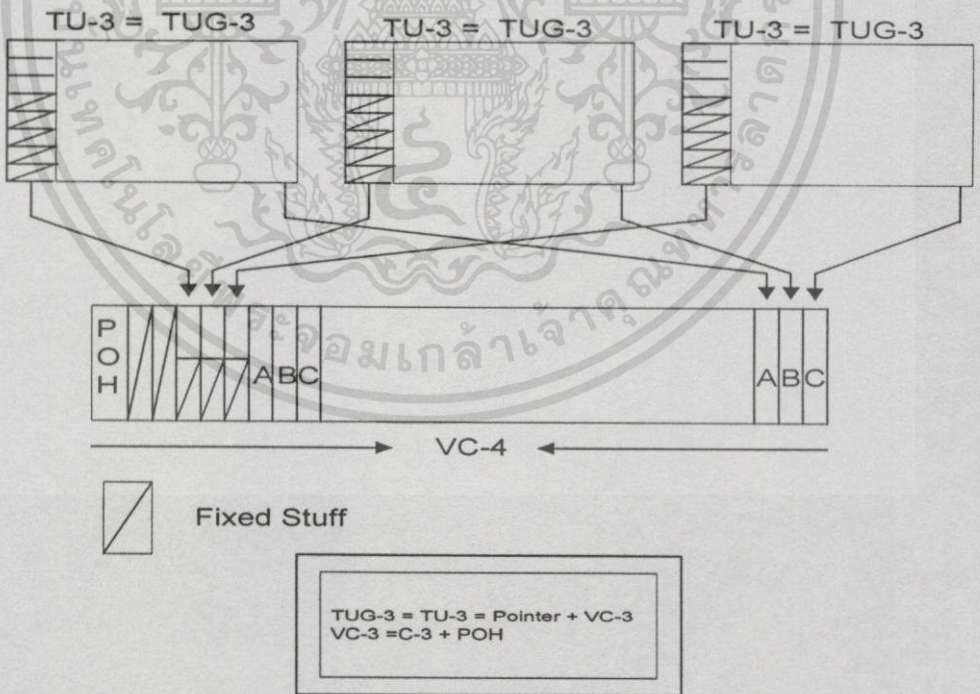
รูปที่ 3.9 โครงสร้างของ SDH Multiplexing มาตรฐาน ITU-T G.709

เอกสารนี้เป็นเอกสารที่สงวนไว้สำหรับการใช้งานเพื่อการศึกษาเท่านั้น ไม่อนุญาตให้นำไปใช้ประโยชน์ด้านการค้า ไม่ว่ากรณีใดๆทั้งสิ้น อีกทั้งห้ามมิให้ดัดแปลงเนื้อหา และต้องอ้างอิงถึงเจ้าของเอกสารทุกครั้งที่มีการนำไปใช้

การจัดสัญญาณ E-3 (34 Mbit/s) เข้าไปไว้ใน STM-1 โดยให้สัญญาณ VC-3 สามชุด จะเข้าไปอยู่ใน VC-4



รูปที่ 3.10 ทรานสปอร์ตของ VC-3 ใน TU-3

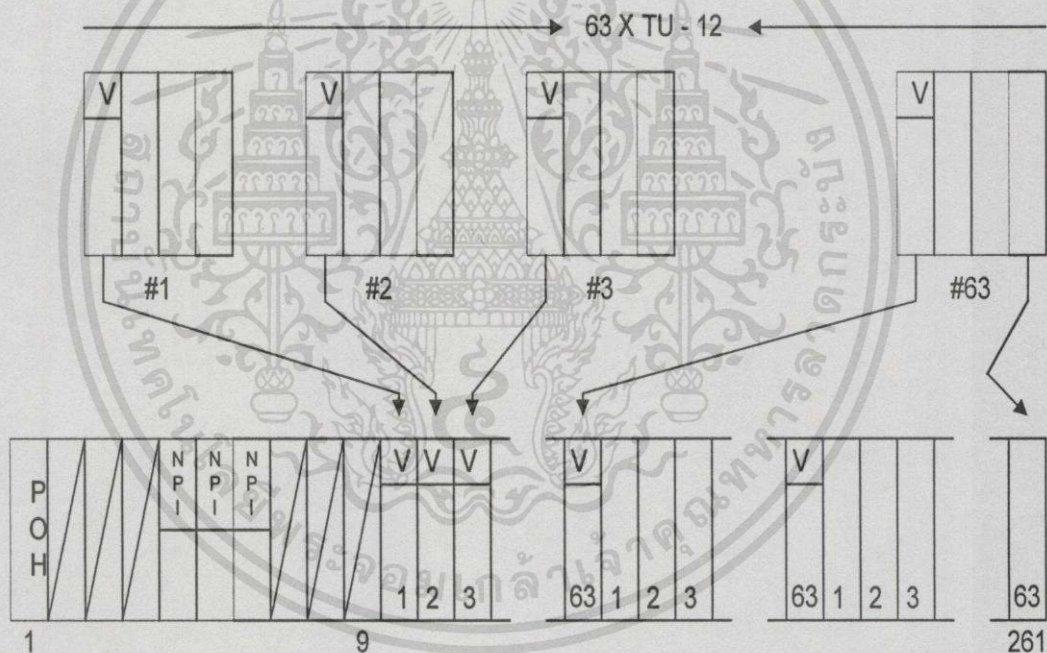


รูปที่ 3.11 มัลติเพล็กซ์ของ 3 TU-3s ภายใน VC-4

เอกสารนี้เป็นเอกสารที่สงวนไว้สำหรับการใช้งานเพื่อการศึกษาเท่านั้น ไม่อนุญาตให้นำไปใช้ประโยชน์ด้านการค้า ไม่ว่าจะกรณีใดๆทั้งสิ้น อีกทั้งห้ามมิให้ดัดแปลงเนื้อหา และต้องอ้างอิงถึงเจ้าของเอกสารทุกครั้งที่มีการนำไปใช้

จากรูปที่ 3.9 จะเห็นได้ว่า VC-3 ( VC-3 ประกอบไปด้วยหนึ่งคอลัมน์ของ POH และส่วน ของ C-3) สามชุดจะถูกมัลติเพล็กซ์แบบ Byte Interleaving เพื่อจัดลงใน VC-4 ต่อไป ในส่วนของ TU-3 นี้จะมีความกว้าง 86 คอลัมน์ เมื่อรวมทั้งสาม TU-3 ก็จะได้ทั้งหมด 258 แถวแนวดิ่ง ในขณะที่ Payload มีความกว้าง 261 แถวแนวดิ่ง เพราะฉะนั้นในกรณีนี้จะมีแถวแนวดิ่ง ใน Payload ที่ไม่ได้ใช้อยู่สามแถวแนวดิ่ง ซึ่งจะถูกรวบรวมให้เป็นอิสระ

พิจารณา Payload ที่ได้ก็จะเห็นว่าแถวแนวดิ่ง แรกของ Payload จะถูกใช้เป็น VC-4 Path Overhead ส่วนอีกสองแถวแนวดิ่ง ถัดมาจะเป็น Fixed Stuff ส่วนTU-3 ที่ได้จากการเพิ่มPointer Byte (H1 , H2 และ H3 ) ให้กับ VC-3 ดังแสดงในรูปที่ 3.12 นั้นจะมี Byte สำหรับ Justification อยู่ ต่อจาก H3 Byte ส่วน Byte ที่เหลืออยู่ในแถวแนวดิ่ง เดียวกันกับ Pointer Byte นั้นจะเป็น Fixed Stuff



Multiplexing 63 TU-12s into VC-4

รูปที่ 3.12 การมัลติเพล็กซ์ TU-12s จำนวน 63 ชุดลงใน VC-4

จาก ITU-T Rec.G.709 "Multiplexing Structure" ทำให้ทราบว่

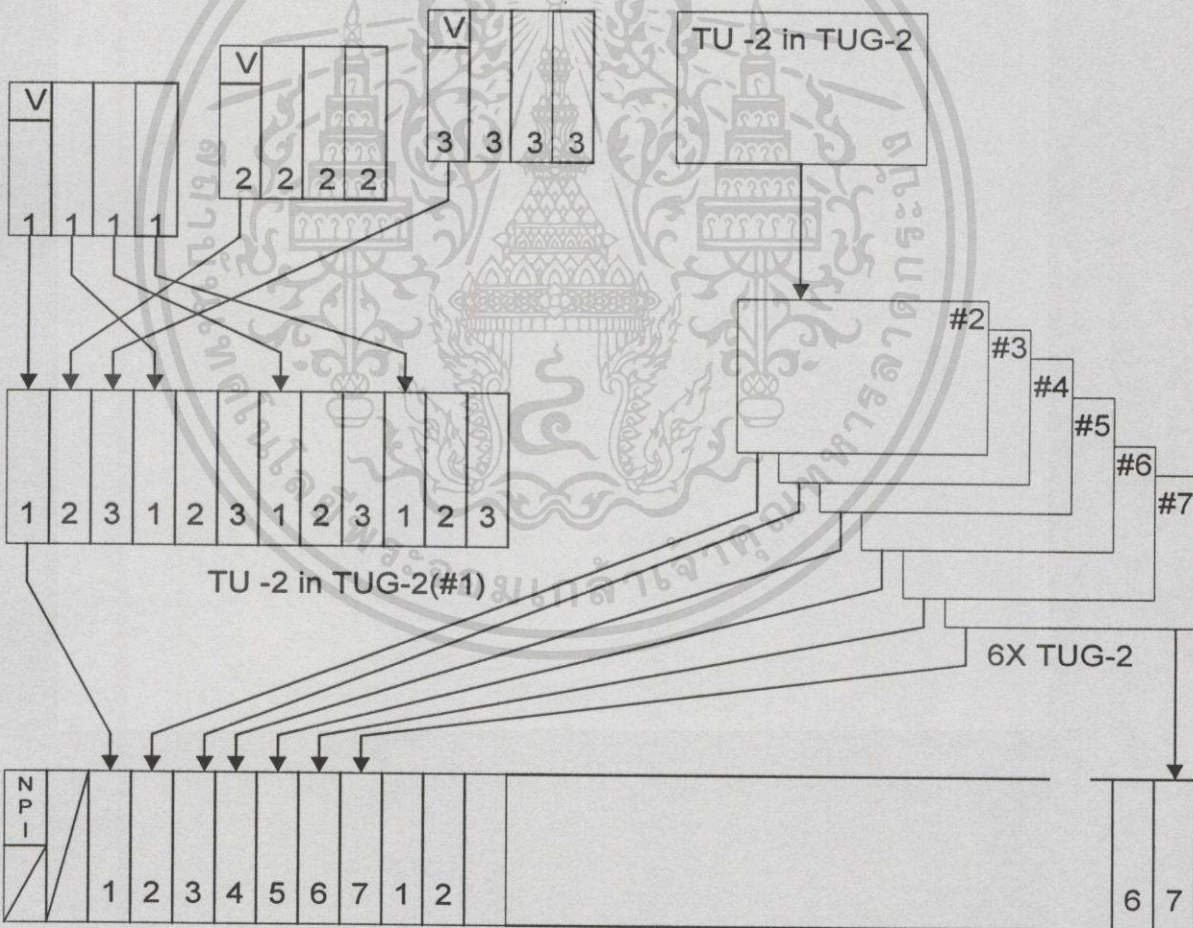
$$\text{TU-12} \times 3 = \text{TUG-2}$$

$$\text{TUG-2} \times 7 = \text{TUG-3}$$

$$\text{TUG-3} \times 3 = \text{VC-4}$$

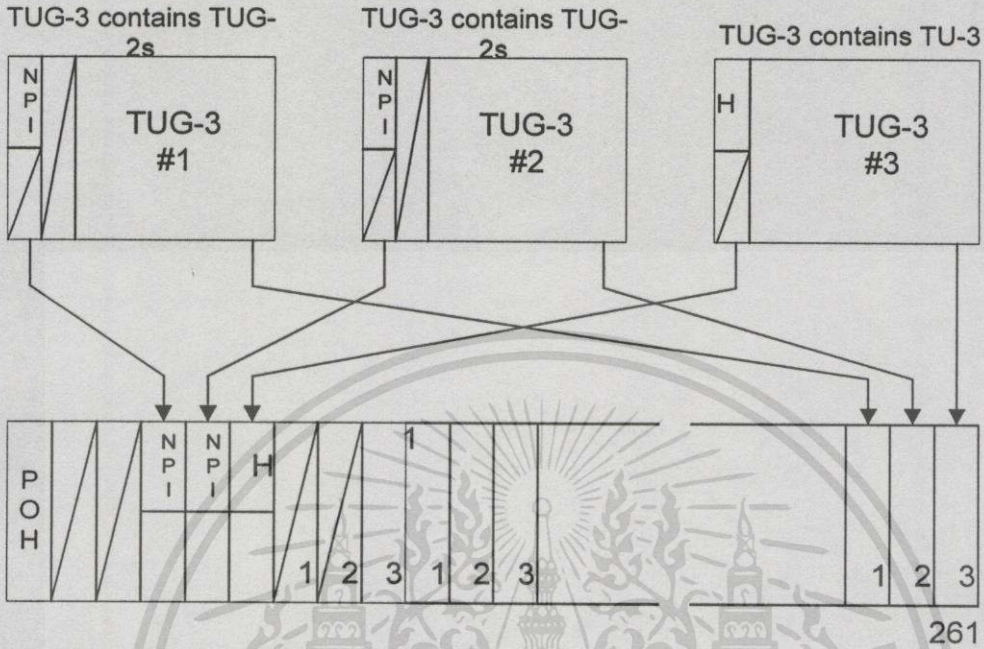
เอกสารนี้เป็นเอกสารที่สงวนไว้สำหรับกรใช้งานเพื่อการศึกษาเท่านั้น ไม่อนุญาตให้นำไปใช้ประโยชน์ด้านการค้า ไม่ว่ากรณีใดๆทั้งสิ้น อีกทั้งห้ามมิให้ดัดแปลงเนื้อหา และต้องอ้างอิงถึงเจ้าของเอกสารทุกครั้งที่มีการนำไปใช้

ทำให้ทราบว่า จะมี TU-12 จำนวน 63 ชุดที่สามารถถูกจัดให้อยู่ใน VC-4 ได้ และจากรูปที่ 3.11 จะเห็นถึงการมัลติเพล็กซ์ TU-12 ลงใน VC-4 ซึ่งในรูปแบบนี้จะแสดงให้เห็นเฉพาะในส่วน ของ TU-12 และ VC-4 เท่านั้น สำหรับรูปของ TUG-2 และ TUG-3 จะไม่แสดงไว้ ทั้งนี้เนื่องจาก TUG ไม่ได้มีอะไรมากมายไปกว่า " การ Byte Interleaving กันของ TU" ดังที่เคยได้พบมาแล้ว แต่ในกรณีนี้จะสนใจเพียงว่ามี TU จำนวนเท่าไรใน TUG ซึ่งก็จะพบว่าสำหรับ TUG-2 จะได้รับการ Byte Interleaving TU-12 จำนวนสามชุด ส่วน TUG-3 ได้จากการ Byte Interleaving TUG-2 จำนวนเจ็ดชุด และจากนั้นก็นำ TUG-3 จำนวนสามชุดมา Byte Interleaving กันเป็น VC-4 ซึ่งการมัลติเพล็กซ์ตามลำดับขั้นที่ผ่านมานี้ จะได้ผลเหมือนกับการ Byte Interleaving TU-12 จำนวน 63 ชุดเข้าด้วยกันโดยตรง จุดที่น่าสังเกตจุดหนึ่งใน Payload ก็คือ ในคอลัมน์ที่ 4, 5 และ 6 จะเป็นค่าของ Null Pointer Indication ( NPI ) ซึ่งเป็น Pointer สำหรับในกรณีที่ TUG-3 ไม่ถูกใช้สำหรับขนส่ง TU-3 แต่ใช้กับ TU ที่ต่ำกว่า



รูปที่ 3.13 การมัลติเพล็กซ์ TUG-2s ภายใน TUG-3

รูปที่ 3.13 ต้องการแสดงให้เห็นว่าในการ Byte Interleaving ของ TUG-2 มาเป็น TUG-3 นั้น ในส่วนของ TUG-2 อาจมาจาก TU ที่ต่างกันได้ ตัวอย่างเช่นในกรณีนี้มี TUG-

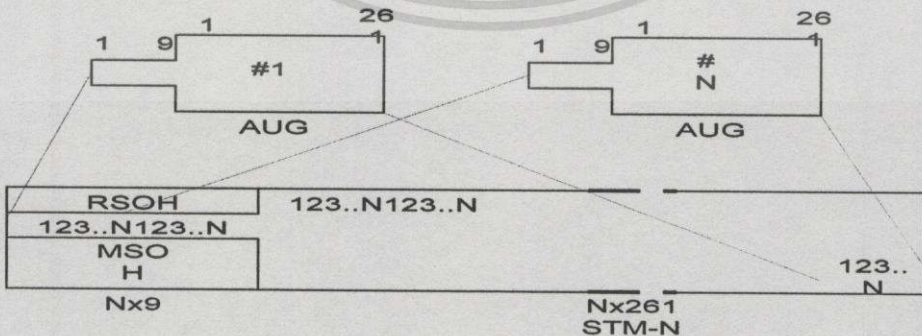


2 จำนวน 1 ชุด มาจาก TU-12 ส่วนอีก 6 ชุด มาจาก TU-2 เป็นต้น

รูปที่ 3.14 การมัลติเพล็กซ์ TUG-3s ภายใน VC-4

รูปที่ 3.14 แสดงให้เห็นเช่นเดียวกันว่า TUG-3 ที่บรรจุ TU-3 กับ TUG-3 ที่บรรจุสามชุดของ TUG-2 สามารถ Byte Interleaving เข้ากันได้

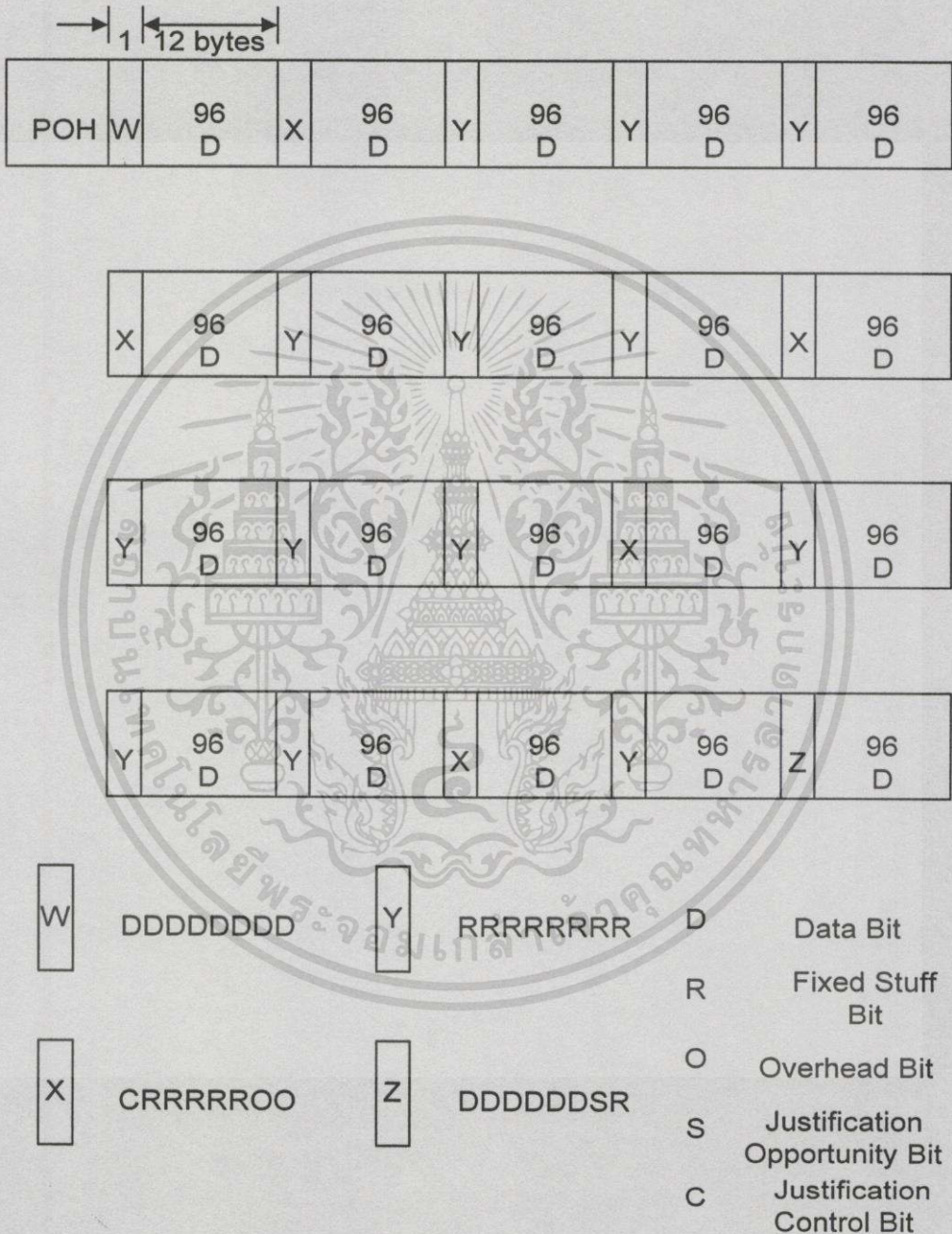
นอกจากนี้การมัลติเพล็กซ์ AUG จำนวน N ชุด ให้เป็น STM-N ก็ใช้วิธี Byte Interleaving เช่นเดียวกัน แสดงในรูปที่ 3.15



รูปที่ 3.15 การมัลติเพล็กซ์ AUGs จำนวน N ชุดภายใน STM-N

ถึงตรงนี้แล้วเท่าที่เท่ากันว่าได้ทำความเข้าใจกับการมัลติเพล็กซ์ลำดับชั้นต่างๆ ใน SDH ไปแล้วต่อจากนี้เราจะมาดูที่การแมป (Mapping) กันบ้าง

โดยจะมารวมกันที่การแมปสัญญาณ PDH 140 Mbit/s (139.264 Mbit/s) ลงใน VC-4 กันก่อน



NOTE -This figure shows one row of the nine-row VC-4 container structure

รูปที่ 3.16 การแมปแบบอะซิงโครนัสของ 139.264 Mbit/s tributary ภายใน VC-4

เอกสารนี้เป็นเอกสารที่สงวนไว้สำหรับการใช้งานเพื่อการศึกษาเท่านั้น ไม่อนุญาตให้นำไปใช้ประโยชน์ด้านการค้าไม่ว่ากรณีใดๆทั้งสิ้น อีกทั้งห้ามมิให้ดัดแปลงเนื้อหา และต้องอ้างอิงถึงเจ้าของเอกสารทุกครั้งที่มีการนำไปใช้

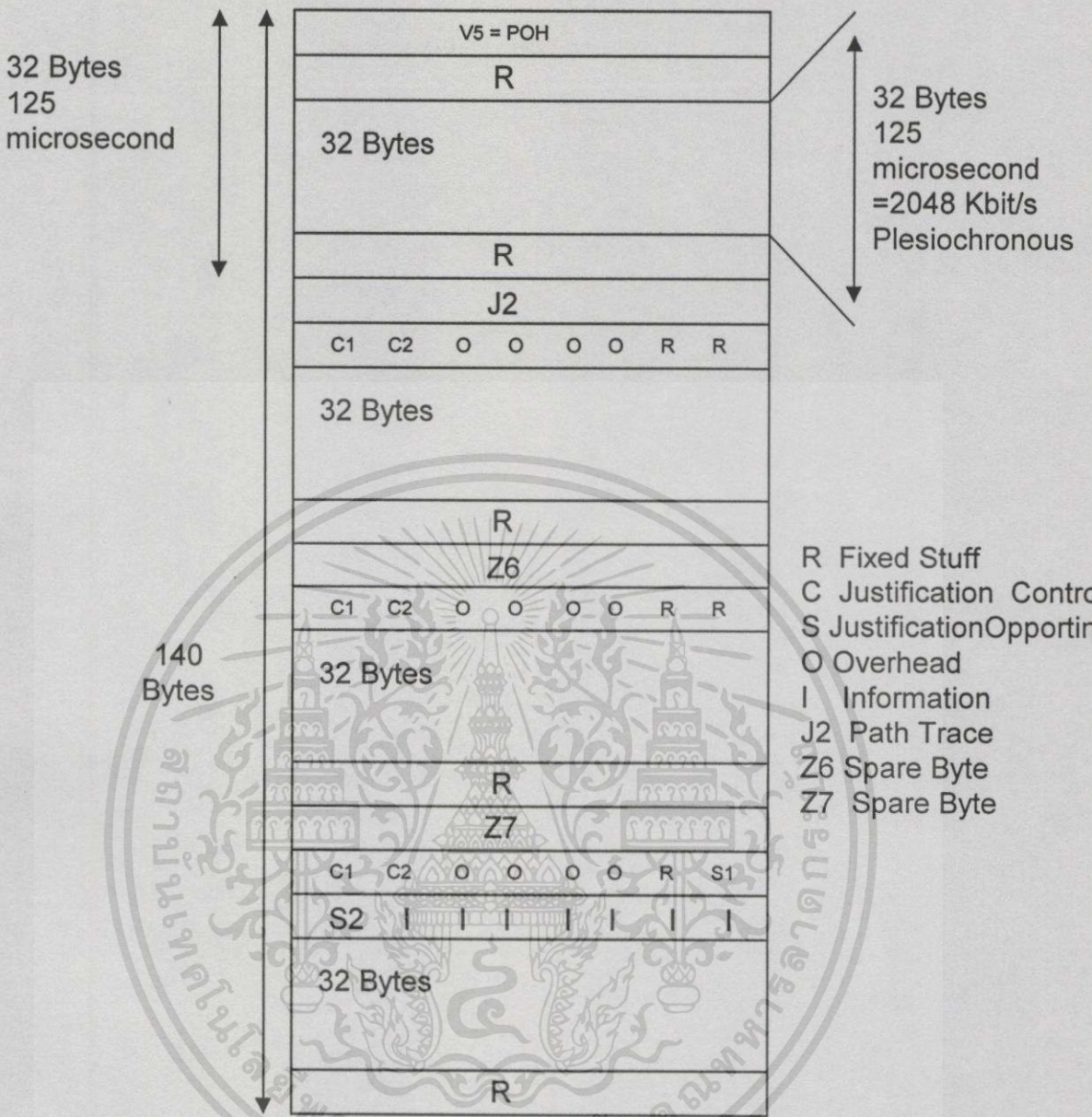
รูปที่ 3.16 เป็น 1 แถวจากจำนวนทั้งหมด 9 แถว ของ VC-4 ( โดยแต่ละแถวจะมีรูปแบบที่เหมือนกันยกเว้นส่วนของ POH ) โดยจะแบ่งข้อมูลทุก ๆ 13 Byte หลัง POH และเรียกว่า BLOCK ซึ่งในแต่ละแถวจะมีทั้งหมด 20 Blocks ( 20 Blocks of 13 Bytes ) สำหรับใน Byte แรก ๆ ของทุก ๆ Block จะประกอบไปด้วย

- Byte W เป็นข้อมูล(D) ทั้ง 8 บิตหรือ
- Byte Y เป็น Fixed Stuff bit (R) ทั้งหมด หรือ
- Byte X ประกอบไปด้วย Justification Control Bit (C) จำนวน 1 บิต, Fixed Stuff Bit จำนวน 5 บิต และ Overhead Bit (O) อีก 2 บิตหรือ
- Byte Z ประกอบไปด้วยข้อมูลจำนวน 6 บิต และ Justification Opportunity Bit(S) จำนวน 1 บิต และ Fixed Stuff Bit อีก 1 บิต หรือ

ส่วน 12 Byte หลังจะเป็นข้อมูลทั้งหมด

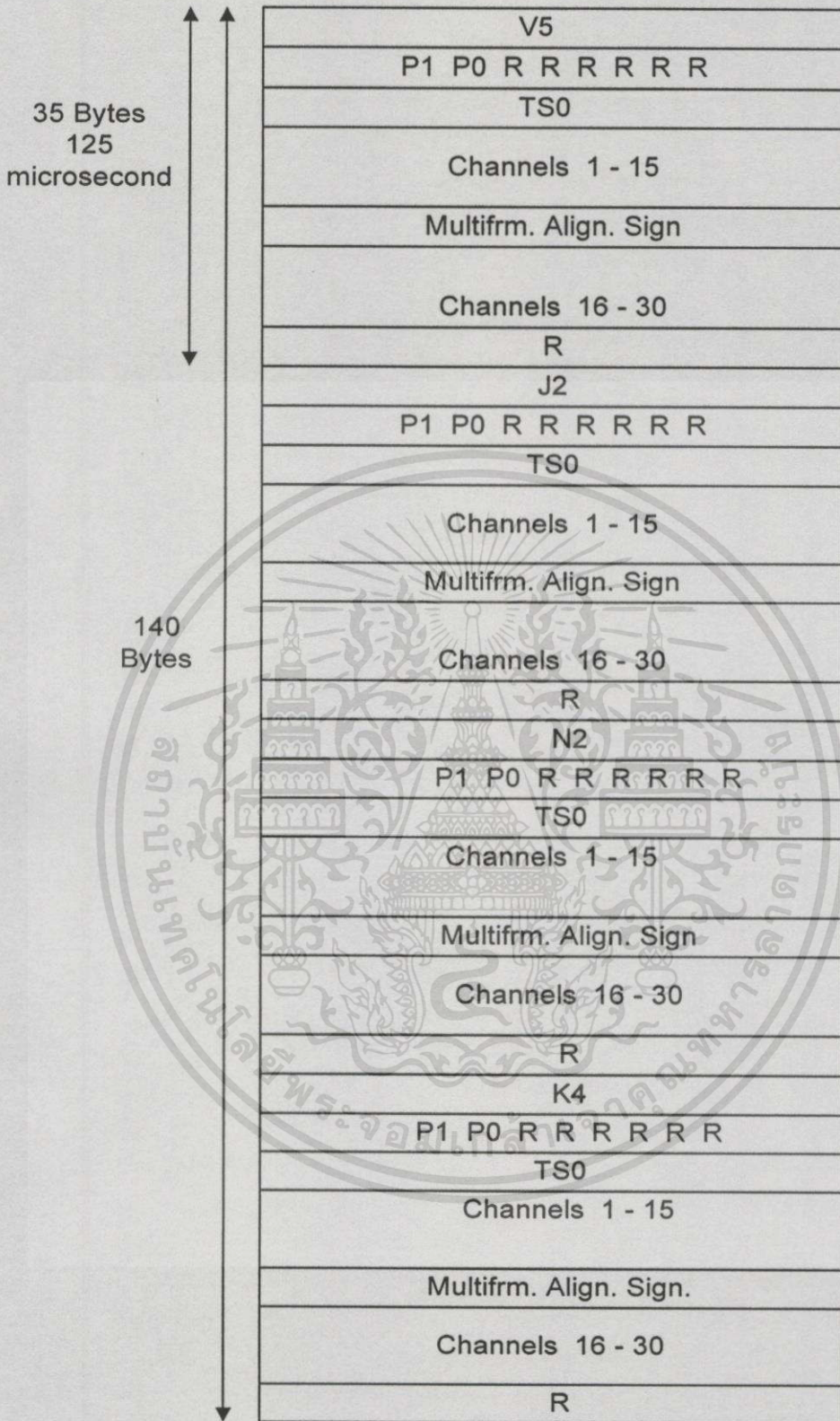
ในส่วนของบิตต่าง ๆ นั้น Bit O ถูกจองเอาไว้ใช้ในขนาดสำหรับ Overhead Communication ส่วน Bit C ซึ่งเป็น Justification Control Bit นั้นจะมีอยู่แถวละ 5 บิต โดยบิตทั้ง 5 นี้จะเป็นตัวควบคุมบิต S (Justification Opportunity Bit) ซึ่งจะมีจำนวนแถวละ 1 บิตว่าจะเป็นบิตของข้อมูลหรือ Justification Bit กล่าวคือถ้า Bit C ทั้ง 5 บิตนี้มีบิตที่เป็น 1 มากกว่าบิตที่เป็น 0 แล้ว Bit S จะเป็น Justification Bit และในตรงกันข้ามถ้าบิตที่เป็น 0 มีจำนวนที่มากกว่าบิตที่เป็น 1 แล้ว Bit S จะเป็นบิตข้อมูล

ลำดับต่อไปจะพิจารณาการ Mapping สัญญาณ PDH 2 Mbit/s(2.048 Mbit/s) ลงใน VC-12 ซึ่งจะมี 2 แบบคือ Asynchronous Mapping และ Byte Synchronous Mapping



รูปที่ 3.17 การแม่แบบอะซิงโครนัสของ 2.048 Mbit/s tributary

ในกรณีนี้ VC-12 จะจัดเนื้อที่ 32 ไบท์ทุกๆ 125 Microsecond เอาไว้สำหรับใช้ส่ง สัญญาณ PDH 2 Mbit/s โดยบิต S1 และ S2 เป็น Negative และ Positive Bitstuffing ตามลำดับ สำหรับปรับอัตราเร็วของการส่งข้อมูล ซึ่งบิต S1 และ S2 นี้จะถูกควบคุมโดยบิต C1 และบิต C2



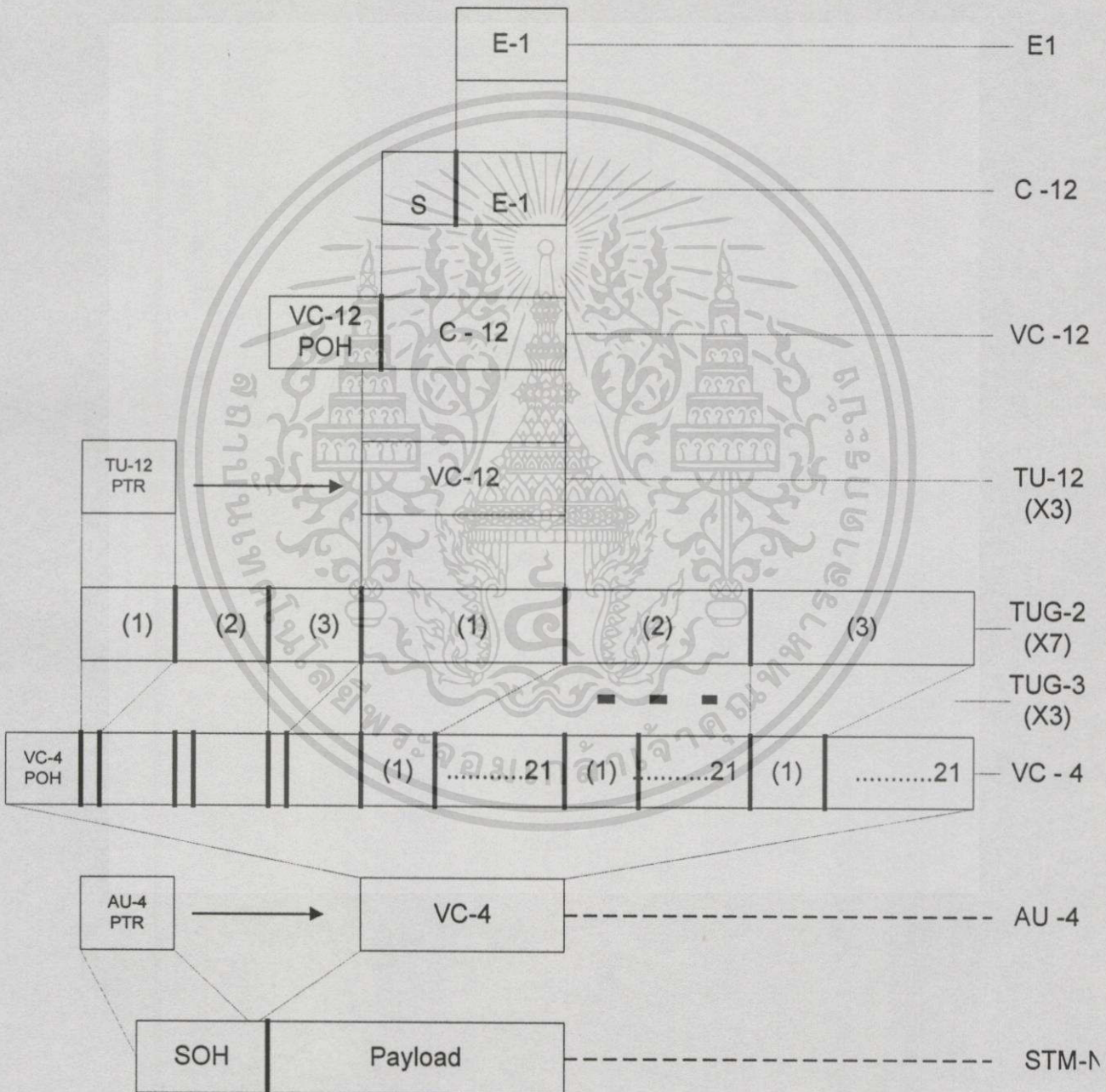
รูปที่ 3.18 การแบ่งแบบอะซิงโครนัสไบต์ของ 2.048 Mbit/s tributary

เอกสารนี้เป็นเอกสารที่สงวนไว้สำหรับการใช้งานเพื่อการศึกษาเท่านั้น ไม่อนุญาตให้นำไปใช้ประโยชน์ด้านการค้า ไม่ว่ากรณีใดๆทั้งสิ้น อีกทั้งห้ามมิให้ดัดแปลงเนื้อหา และต้องอ้างอิงถึงเจ้าของเอกสารทุกครั้งที่มีการนำไปใช้



จากรูปแสดง TU-12 จำนวน 4 ชุดที่อยู่ในเฟรมของ STM-1 ที่เฟรมติดต่อกันโดย TU-12 นี้จะมีจำนวนทั้งหมด 36 ไบต์ (4 Columns x 9 Rows) ซึ่ง 1 ใน 36 ไบต์นี้จะถูกใช้เป็น ไบต์ V โดยที่ V1 และ V2 ใช้สำหรับบอกตำแหน่งเริ่มต้นของ VC-12 ,V3 และอีกหนึ่งถัดไป จะใช้สำหรับ Justification ส่วน V4 ถูกจองเอาไว้โดย ITU-T เพื่อใช้งานในอนาคต

เพื่อให้สามารถมองเห็นภาพรวมของการจัดวาง Pointer และ Overhead ลงใน STM-n ขอแสดงตัวอย่างดังต่อไปนี้

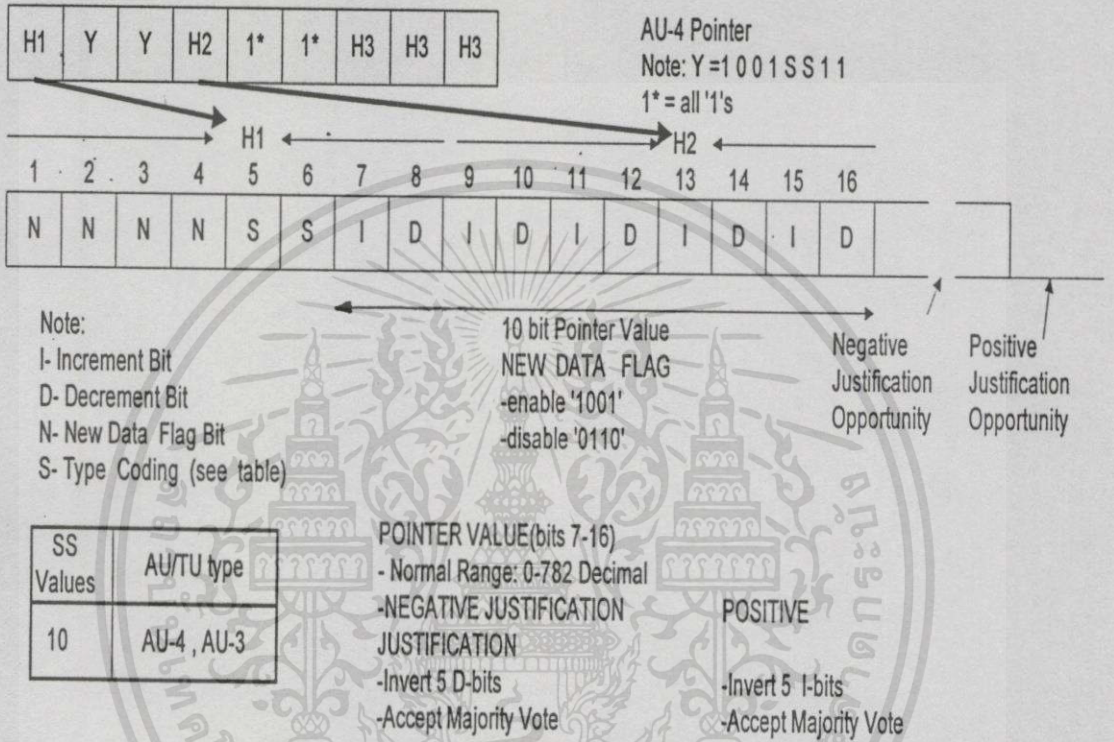


รูปที่ 3.20 ตัวอย่างการมัดติเพ็ล็กซ์ของ SDH จำนวน Nx63x2 Mbit/s ใน STM-N

เอกสารนี้เป็นเอกสารที่สงวนไว้สำหรับการใช้งานเพื่อการศึกษาเท่านั้น ไม่อนุญาตให้นำไปใช้ประโยชน์ด้านการค้า ไม่ว่าจะกรณีใดๆทั้งสิ้น อีกทั้งห้ามมิให้ตัดแปลงเนื้อหา และต้องอ้างอิงถึงเจ้าของเอกสารทุกครั้งที่มีการนำไปใช้

### 3.8 พ้อยเตอร์ เช็กรันโอเวอร์เฮด และพาร์ทโอเวอร์เฮด: รายละเอียดหน้าที่และการทำงาน

#### 3.8.1 AU-4 พ้อยเตอร์ รายละเอียดและหน้าที่การทำงาน



รูปที่ 3.21 รหัสของพ้อยเตอร์ AU-4

จากรูปที่ 23 แสดง AU-4 Pointer ซึ่ง 6 ไบต์แรกของแถวที่ 4 ประกอบไปด้วยไบต์ H1,Y,Y,H2,1\*,1\* ตามลำดับ โดยไบต์ Y และ 1\* จะไม่มีนัยสำคัญในที่นี้ ส่วนไบต์ H3 ทั้งสามไบต์และอีกสามไบต์ถัดจาก H3 ในแถวเดียวกันจะถูกใช้สำหรับ Justification ส่วนค่าของ Pointer (Pointer Value) จำนวน 10 บิต จะถูกเก็บไว้ในไบต์ H1 และ H2 ดังแสดงในรูป

เมื่อมีการ Justification ค่าของ Pointer จะเพิ่มหรือลดลง 1 (เมื่อเทียบกับค่าเดิมก่อนมีการเปลี่ยนแปลง) แล้วแต่กรณี กล่าวคือ ถ้าเป็น Positive Justification จะเพิ่มขึ้น 1 ส่วน Negative Justification จะลดลง 1 ซึ่งค่าของ Pointer ใหม่จะต้องนำมาใช้งานทันที ด้วยเหตุนี้จึงเป็นไปได้ที่จะหลีกเลี่ยงการเกิดความผิดพลาดของบิต ซึ่งทำให้ค่าของ Pointer ผิดไป โดยทำการ Correction แบบใช้หลายๆเฟรมของสัญญาณเข้ามาเกี่ยวข้องเพื่อรับค่า Pointer ที่ถูก

เอกสารนี้เป็นเอกสารที่สงวนไว้สำหรับการใช้งานเพื่อการศึกษาเท่านั้น ไม่อนุญาตให้นำไปใช้ประโยชน์ด้านการค้า ไม่ว่ากรณีใดๆทั้งสิ้น อีกทั้งห้ามมิให้ตัดแปลงเนื้อหา และต้องอ้างอิงถึงเจ้าของเอกสารทุกครั้งที่มีการนำไปใช้

ต้องเข้ามาใหม่ และเพื่อเป็นการหลีกเลี่ยงปัญหาต่างๆเหล่านี้ ในการพิจารณาเพื่อเพิ่มหรือลดค่าของ Pointer นั้น จะนำค่าของ Pointer เดิมมากลับค่า (Inverted) โดย

- ในการพิจารณาเพื่อเพิ่มค่าของ Pointer นั้นจะนำค่าของ Pointer เดิมมากลับค่าในบิตที่ทั้งหมด(บิต I จากรูป) ดังตัวอย่างต่อไปนี้

ตารางที่ 3.2 สถานะของ Increment

Pointer Value (DECIMAL)	H1 binary NNNN SSID	H2 binary IDID IDID
522	0110 1010	0000 1010
Increment	0110 1000	1010 0000
523	0110 1010	0000 1011

จากตารางที่สถานะของ Increment นั้นบิต I จะกลับค่าไปจากเดิมทั้ง 5 บิต(เมื่อเทียบกับค่าเดิมของ Pointer คือ 522) เพราะฉะนั้นในกรณีนี้ค่าของ Pointer ก็จะเพิ่มขึ้น 1 เป็น 523 (จาก IDIDIDIDID:1000001010 เป็น 1000001011) การพิจารณาทั้ง 5 บิตนี้ถ้าหากว่ามีอย่างน้อย 3 บิตกลับค่าไปก็ถือว่าเกิดการเปลี่ยนแปลงค่าของ Pointer เช่นเดียวกัน และในทำนองเดียวกันถ้ามีเพียง 1 หรือ 2 บิตที่กลับค่าไป จะไม่ถือว่าค่าของ Pointer เปลี่ยนแปลงแต่อย่างใด กล่าวคือจะใช้หลักการตัดสินใจแบบ Majority Vote ทั้งนี้เพื่อลดผลของการเกิดความผิดพลาดของบิตขึ้นมาที่บิต I บิตใดบิตหนึ่งไม่ให้กระทบกับ การเปลี่ยนค่าของ Pointer

- สำหรับในการพิจารณาเพื่อลดค่าของ Pointer นั้นจะนำค่าของ Pointer เดิมมากลับค่าในบิตคู่ทั้งหมด(บิต D จากรูป) แล้วก็พิจารณาตามวิธีการที่ได้กล่าวมาแล้ว

สำหรับบิต N เป็นตัวบอกถึงการเปลี่ยนแปลงค่า Pointer ที่เกิดขึ้นจากการมีข้อมูลใหม่เข้ามา(โดยไม่เกี่ยวกับ Justification) กล่าวคือ ถ้าไม่มีการเปลี่ยนแปลงค่าของ Pointer เกิดขึ้นบิตที่ N ทั้ง 4 บิตจะมีค่าอยู่ที่ '0110' แต่ถ้าหากมีการเปลี่ยนแปลงค่าของ Pointer ซึ่งหมายความว่า VC จะมีจุดเริ่มต้นใหม่ ในกรณีนี้บิต N ทั้ง 4 บิตจะถูกกลับค่า(Inverted) ไปจากเดิมคือจาก '0110' เป็น '1001' ซึ่งโดยปกติแล้วค่าของ Pointer ใหม่นี้จะ Stable หรือเกิดการยอมรับได้เมื่อผ่านไป 3 เฟรมของสัญญาณ STM-N (รวมเวลา 125 microseconds) ในส่วนของบิต S นั้นจะไม่มีนัยสำคัญแต่อย่างใดในมาตรฐานนี้ เนื่องจากบิต S นี้ถูกใช้ในมาตรฐานเก่าเพื่อบอกชนิดของ Payload ว่าเป็น AU-4,AU-32 หรือ AU-31 แต่ในปัจจุบันมีเพียง AU-4 และ AU-3 ซึ่งทั้งคู่นี้จะใช้ค่า '10' เช่นเดียวกัน

### 3.7.2 TU-12 Pointer : รายละเอียด หน้าที่ และการทำงาน

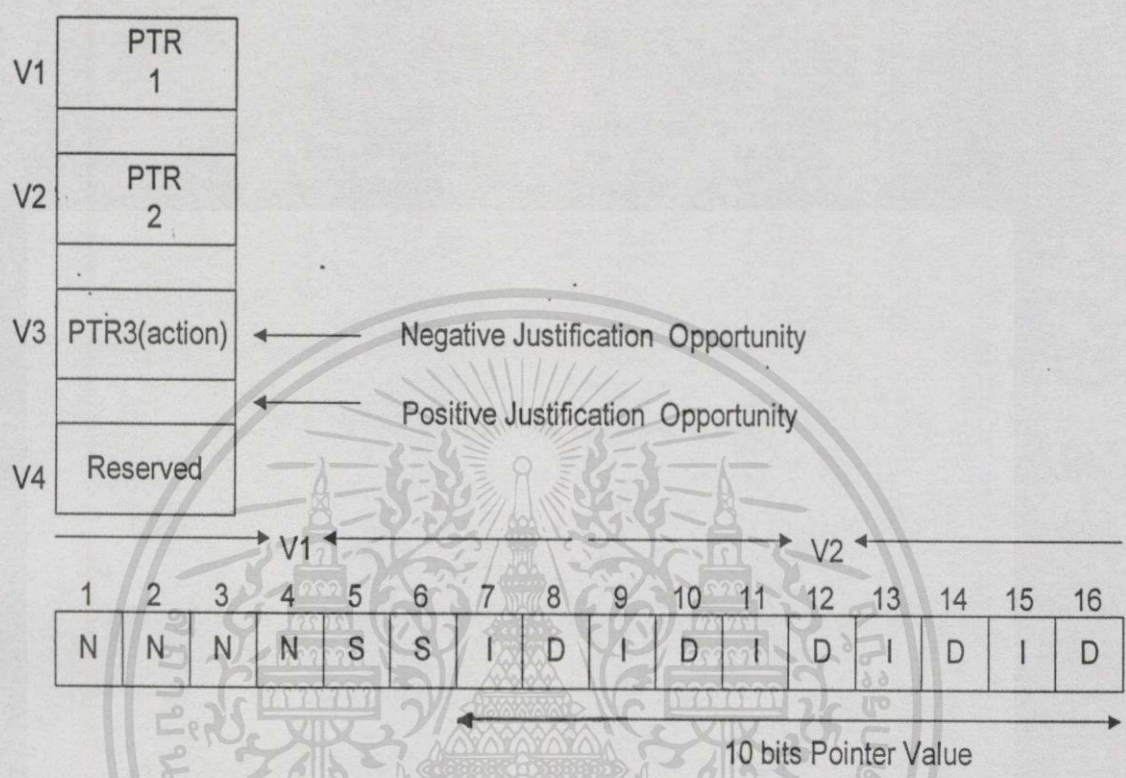
จะเหมือนกันใน AU-4 เพียงแต่ S จะถูกใช้งาน กล่าวคือบิต S สองบิตจะมีค่าเป็น

เอกสารนี้เป็นเอกสารที่สงวนไว้สำหรับการใช้งานเพื่อการศึกษาเท่านั้น ไม่อนุญาตให้นำไปใช้ประโยชน์ด้านการค้าไม่ว่ากรณีใดๆทั้งสิ้น อีกทั้งห้ามมิให้ตัดแปลงเนื้อหา และต้องอ้างอิงถึงเจ้าของเอกสารทุกครั้งที่มีการนำไปใช้

- '10' สำหรับ TU-12

- '11' สำหรับ TU-11

ส่วนรายละเอียดของ TU-12 แสดงดังรูปข้างล่าง



New Data Flag = NNNN

TU Indication = SS

Pointer Value = IDIDIDIDID

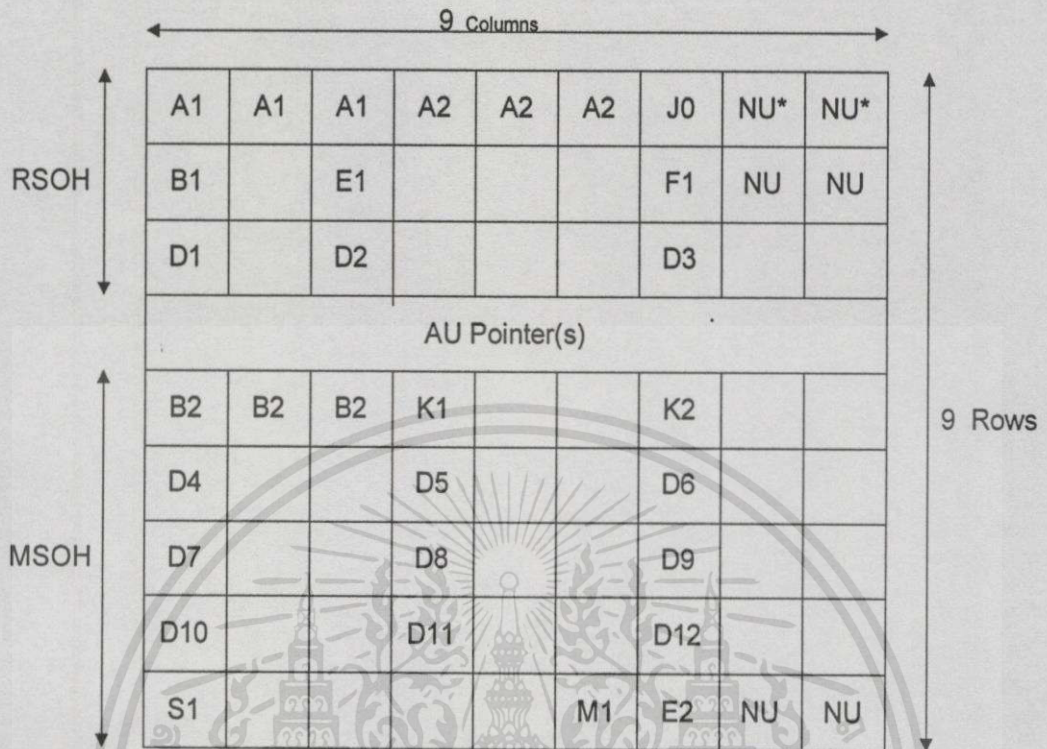
POINTER VALUE(bits 7-16)

-Normal Range: 0- 139 Decimal

NEGATIVE JUSTIFICATION	POSITIVE JUSTIFICATION	NEW DATA FLAG
-Invert 5 D-bits	-Invert 5 I-bits	-Invert 4 N-bits
-Accept Majority Vote	-Accept Majority Vote	-Accept Only Exact Match

รูปที่ 3.22 รหัสพ้อยเตอร์ TU-12

### 3.8.2 เช็กรหัสโอเวอร์เฮด (SOH) : รายละเอียด หน้าที่ และการทำงาน



รูปที่ 3.23 เช็กรหัสโอเวอร์เฮด STM-1

Section Overhead(SOH) คือส่วนที่ถูกใช้สำหรับการดูแลรักษา (Maintenance) และการจัดการ (Management) เกี่ยวกับสัญญาณ ตัวอย่างเช่น การจัดให้มีช่องทางสำหรับส่งข้อมูล(Data Communication Channel) เพื่อการบำรุงรักษาและการจัดการ การตรวจสอบความผิดพลาดต่างๆ (Error Check Facilities) โดยมีรายละเอียดการทำงานของไบต์ต่างๆดังนี้

- A1, A2 เป็น Frame Alignment Signal ซึ่งมีข้อสังเกตจุดหนึ่งคือ ทั้งไบต์ A1 และ A2 นี้ จะไม่ถูกสแครมเบิล (Unscramble Bytes) เนื่องจากการที่ทำหน้าที่เป็น Frame Alignment Signal นั้นเอง และนอกจาก A1 กับ A2 ที่ไม่ถูกสแครมเบิลแล้ว J0 และ NU ทั้งสองไบต์ในแถวแรก ของ SOH ก็จะไม่ถูกสแครมเบิลด้วยเช่นกัน สำหรับ A1 จะมีค่า '1111 0110' ส่วน A2 จะมีค่า '0010 1000'

- B1 ถูกใช้สำหรับ Parity Check เพื่อตรวจสอบความผิดพลาดของสัญญาณที่อาจเกิดขึ้นใน ส่วนของ Regenerator Section โดยการตรวจสอบนี้จะเป็นแบบ Bit-Interleaved Parity(BIP) -8 ซึ่งจะทำการตรวจสอบโดยการนำสัญญาณ STM-N มาแบ่งเป็น Block ที่เท่าๆกันจำนวน 8 Block แล้วตรวจสอบค่า Parity แบบคู่ ในแต่ละ Block (หลังทำการสแครมเบิล) หลังจากนั้นก็จะนำค่าที่ได้ไปใส่ในแต่ละบิตที่อยู่ในไบต์ B1 ของเฟรมถัดไป (ก่อนทำการสแครมเบิล) ทางด้านรับก็จะ

นำไบต์ B1 นี้ไปเปรียบเทียบกับข้อมูลที่คำนวณด้วยวิธี BIP-8 เช่นเดียวกันกับไบต์ B1 ถ้าหากพบความแตกต่างก็เท่ากับว่าเกิดความผิดพลาดของสัญญาณ(บิต) ขึ้นในส่วนของ Regenerator Section นี้

- B2 ถูกใช้สำหรับ Parity Check เช่นเดียวกันกับ B1 แต่จะต่างกันที่ตรง B2 จะใช้เพื่อตรวจดูความผิดพลาดของสัญญาณในส่วนของ Multiplexer Section และจะเป็นแบบ BIP-Nx24 (เมื่อ N แทนระดับของสัญญาณ STM) กล่าวคือจะถูกแบ่งเป็น Nx24 Block เพื่อหา Parity แบบคู่ของแต่ละ Block ที่ยังไม่ได้ถูกสแครมเบิล นอกจากนี้ก็มีข้อสังเกตอีกอย่างหนึ่งคือ ข้อมูลของสามแถวแรกใน SOH (RSOH นั่นเอง) จะไม่ถูกนำมาคำนวณด้วยแต่อย่างใด

D1..D3 ถูกใช้เป็นที่ Data Communication Channel สำหรับส่วนของ Regeneration system เพื่อใช้ขนส่งข้อมูลสำหรับการจัดการโครงข่าย

D4..D12 ถูกใช้เป็นที่ Data Communication Channel สำหรับส่วนของ Multiplexer Section เพื่อใช้ขนส่งข้อมูลสำหรับการจัดการโครงข่าย

E1 ถูกใช้สำหรับ Orderwire Channel เพื่อการสื่อสารทางเสียงระหว่างกันของ Regenerator Section

E2 ถูกใช้สำหรับ Orderwire Channel เพื่อการสื่อสารทางเสียงระหว่างกันของ Multiplexer Section

F1 ถูกใช้เป็นที่ User Channel แล้วแต่ความต้องการของผู้ใช้ว่าต้องการใช้เป็นที่อะไร อาทิ เช่น อาจใช้เป็นช่องทางในการเชื่อมต่ออุปกรณ์สำหรับบริหารโครงข่ายข่าย (Element for Network Management) เข้ากับระบบ หรืออาจใช้เชื่อมต่อเข้ากับ Modem หรือ LAN

J0 เป็น Regenerator Section Trace ใช้เพื่อช่วยตรวจสอบการเชื่อมต่อระหว่างของตัวส่ง-ตัวรับสัญญาณใน Regenerator Section ว่ามีความถูกต้องหรือไม่ กล่าวคือไบต์ J0 นี้จะสามารถใส่ 'ตัวเลขฐานสิบหก' หรือ 'ตัวอักษร' ที่มีลักษณะเป็นรหัส ASCII ลงไปได้โดยกำหนดให้มีความยาวไม่เกิน 15 ไบต์ (เนื่องจาก J0 จะมีการส่งแบบทวนซ้ำที่ทุกๆ 16 ไบต์(16-Byte Repeated) โดยการส่งที่เฟรมละ 1 ไบต์เท่านั้น ซึ่งเท่ากับว่าในการส่ง 16 ไบต์ นี้ก็ต้องส่งใน 16 เฟรมที่ต่อเนื่องกัน และเหตุที่ใช้เพียง 15 ไบต์ของรหัส ASCII ก็เนื่องจากว่าไบต์แรกสุดนั้นถูกใช้สำหรับ CRC-7 สำหรับข้อมูลในเฟรมก่อนหน้า)

สำหรับไบต์ J0 นี้ในอดีตถูกแทนด้วยไบต์ C1 ซึ่งถูกใช้เพื่อกำหนดและตรวจสอบตำแหน่งของสัญญาณ STM-1 ใดๆที่อยู่ใน STM-N โดยในกรณีของสัญญาณ STM-N ในไบต์ C1 จะถูกแทนด้วย J0 และ Z0 (ถูกสำรองไว้ใช้ในอนาคต) นอกจากนี้ในอดีตการส่งไบต์นี้จะมีการทวนซ้ำที่ทุกๆ 64 ไบต์ (64-Byte Repeated) หรือเฟรมละ 1 ไบต์ใน 64 เฟรมที่ต่อเนื่องกัน K1 และ K2 สำหรับ ASP Channel, AIS, MS-RDI ดังรายละเอียดต่อไปนี้

1. ไบท์ K1 และบิตที่ 1 ถึง 5 ในไบท์ K2 จะใช้สำหรับบ่งบอกถึงรายละเอียดต่างๆของ APS (Automatic Protection Switching) ดังแสดงในตารางที่ 2 และ 3
2. บิตที่ 6 ถึง 8 ในไบท์ K2 จะใช้สำหรับการส่งสัญญาณ MS-RDI,MS-AIS และสถานะอื่นๆ ดังแสดงใน

ตารางที่ 3.3 หน้าที่การทำงานของไบท์ K1

Request Code(Bits 1-4)		Destination Node Identification(Bits 5-8)
1111	Lockout of Protection (Span) LP-S or Signal Fail (Protection) SF-P	The Destination Node ID is set to value of the ID node for which that K1 byte is defined. The destination node ID is always that of an adjacent node(except for default APS bytes)
1110	Forced Switch (Span) FS-S	
1101	Forced Switch (Ring) FS-R	
1100	Signal Fail (Span) SF-S	
1011	Signal Fail (Ring) SF-R	
1010	Signal Degrade (Protection) SD-P	
1001	Signal Degrade (Span) SD-S	
1000	Signal Degrade (Ring) SD-R	
0111	Manual Switch (Span) MS-S	
0110	Manual Switch (Ring) MS-R	
0101	Wait-to-Restore WTR	
0100	Exercise (Span) EXER-S	
0011	Exercise (Ring) EXER-R	
0010	Reverse Request (Span) RR-S	
0001	Reverse Request (Ring) RR-R	
0000	No Request	
<b>Note</b> Reverse Request assumes the priority of the request to which it is responding		

ตารางที่ 3.4 หน้าที่การทำงานของไบนารี K2

Source Node Identification(Bits 1-4) Long/Short(bit 5)	Status (bits 6-8)
Source node ID is set to the node's own ID  Long/Short (bit 5) 0=short-path code(S) 1=long-path code(L)	Status:  111 MS-AIS 110 MS-RDI 101 Reversed for future use 100 Reversed for future use 011 Reversed for future use 010 Bridged and Switched (Br & Sw) 001 Bridged (Br) 000 Idle

หนึ่งจะขอลำดับถึงศัพท์บางตัวที่อยู่ในตารางที่ 2 และ 3 ดังนี้

Span กับ Ring จากตารางที่ 3.3

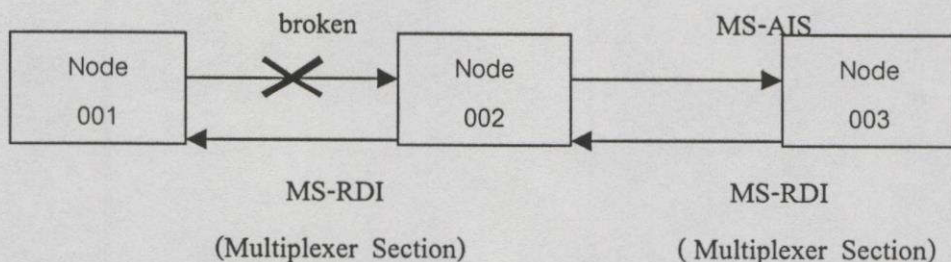
จะเป็นรูปแบบของการ Protection ในส่วนของ Multiplexer Section ซึ่งประกอบไปด้วย MSP (Multiplexer Section Protection) และ MS-SPRING (Multiplexer Section Shared Protection Ring) ถ้ากล่าวถึง Span ก็คือ MSP และในทำนองเดียวกันถ้ากล่าวถึง Ring ก็คือ MS-SPRING นั่นเอง

Long/Short จากตาราง 3.4

Short-Path คือ Path ที่ซึ่งมี Request กำเนิดขึ้นมา ในขณะที่ Long-Path คือ Path ที่อยู่ห่างออกไปจาก Short-Path นั่นเอง

MS-RDI & MS-AIS

ให้พิจารณาดังตัวอย่างต่อไปนี้



จากรูป เมื่อมีการชำรุดของสายนำสัญญาณที่ Node 001 ส่งมาให้ Node 002 หรือ

อาจเป็นกรณีที่สัญญาณที่ Node 002 รับมาได้จาก Node 001 เกิดผิดปกติ อาทิเช่น Loss of เอกสารนี้เป็นเอกสารที่ส่งมอบไว้สำหรับการใช้งานเพื่อการศึกษาเท่านั้น ไม่อนุญาตให้นำไปใช้ประโยชน์ด้านการค้า ไม่ว่ากรณีใดๆทั้งสิ้น อีกทั้งห้ามมิให้ตัดแปลงเนื้อหา และต้องอ้างอิงถึงเจ้าของเอกสารทุกครั้งที่มีการนำไปใช้

Signal(LOS) หรืออาจเป็น AIS(Alarm Indication Signal) ในกรณีนี้ Node 002 จะส่ง (Multiplex Section-Remote Defect Indication)\* กลับไปให้ Node 001 และจะส่ง MS-AIS(Multiplexer Section-Alarm Indication Signal) ไปให้ Node 003 เพื่อบอกให้ Node 003 รู้ว่าตัว Node 003 รับสัญญาณที่ด้อยคุณภาพหรือสัญญาณที่ไม่ใช่สัญญาณปกติได้ ในทำนองเดียวกัน Node 003 ก็ จะส่ง MS-RDI กลับไปให้ Node 002

ในอดีตจะใช้ MS-FERF (Multiplexer Section-Far End Receive Failure) แทน MS-RDI M1 ใช้สำหรับ MS-REI (Multiplexer Section-Remote Error Indication) โดยจะทำงานสัมพันธ์ กับไบต์ B2 กล่าวคือถ้าหากว่าการตรวจสอบพบความผิดพลาดที่เกิดขึ้นจากการเปรียบเทียบไบต์ B2 แล้ว MS-REI จะถูกส่งจาก Node ที่ตรวจสอบความผิดพลาดเจอไปให้กับสถานี Far End ที่ ส่ง B2 นั้นๆมาให้ซึ่งค่าของ MS-REI นี้จะมีค่าตั้งแต่ 0 ถึง 24 สำหรับเฟรม STM-1(ทั้งนี้ก็เนื่อง มาจาก STM-1 ใช้ BIP-24 เป็นวิธีตรวจสอบความผิดพลาด) อนึ่งสำหรับ MS-REI นี้เดิมจะถูก เรียกว่า MS-FEBE (Multiplexer Section-Far End Block Error)

บิต 5 ถึงบิตที่ 8 ของไบต์ S1 สำหรับ Synchronization Status Messages หรือที่ในอดีตถูกเรียก ว่า Timing Marker เพื่อใช้บอกสถานะของ Clock แหล่งต่างๆ ที่สามารถถูกใช้จากแต่ละ

Network Element ได้ ซึ่งจะมีประโยชน์สำหรับการ Restoration ของโครงข่าย

บิต 5 ถึงบิต 8 สำหรับ Synchronization Status Messages หรือที่ในอดีตถูกเรียกว่า Timing Maker ใช้บอกถึงสถานะของ Clock แหล่งต่างๆที่สามารถถูกใช้จากแต่ละ Network Element ได้ ซึ่งจะมีประโยชน์สำหรับการ Restoration ของโครงข่าย

### ตารางที่ 3.5 รายละเอียดของไบต์ SI

S1 Byte(bits 5-8)	Decimal Value	Synchronization Quality Level Description
0000	0	Quality Level
0001	1	Reserved
0010	2	G.811(PRC quality)
0011	3	Reserved
0100	4	G.812 Transit(SUU-T quality)
0101	5	Reserved
0110	6	Reserved
0111	7	Reserved
1000	8	G.812 Local(SUU-L quality)

ตารางที่ 3.5 รายละเอียดของไบนารี SI (ต่อ)

S1 Byte(bits 5-8)	Decimal Value	Synchronization Quality Level Description
1001	9	Reserved
1011	11	G.81s(SETS quality)
1100	12	Reserved
1101	13	Reserved
1110	14	Reserved
1111	15	Don't use for synchronization

NU เป็น National Use Bytes

ส่วนไบนารีที่ยังว่างอยู่จะถูกใช้สำหรับมาตรฐานต่างๆ ในอนาคต (Future Standardization)

3.7.3 Path Overhead(POH) นั้นจะมีทั้ง VC4 POH ,VC3 POH และ VC-12 POH (สำหรับ PDH: European Standard) แต่จะกล่าวถึง VC-4 POH และ VC-12 POH เท่านั้น เนื่องจาก VC-3 POH จะมีรายละเอียดเหมือนกับ VC-4 POH ทุกประการ

#### 3.7.3.1 VC-4 POH

J1	Path Trace
B3	BIP-8
C2	Signal Label
G1	Path Status
F2	User Channel
H4	Position Indicator
F3	User Channel
K3	VC-4/3 APS Channel
N1	Network Operator Byte

รูปที่ 3.24 พาร์ทโอเวอร์เฮดของ VC-4

รายละเอียดการทำงานของไบนารีต่างๆ

เอกสารนี้เป็นเอกสารที่สงวนไว้สำหรับการใช้งานเพื่อการศึกษาเท่านั้น ไม่อนุญาตให้นำไปใช้ประโยชน์ด้านการค้า  
ไม่ว่ากรณีใดๆทั้งสิ้น อีกทั้งห้ามมิให้ตัดแปลงเนื้อหา และต้องอ้างอิงถึงเจ้าของเอกสารทุกครั้งที่มีการนำไปใช้

J1 (Path Trace) มีรายละเอียดต่างๆ เหมือนกับ J0 ในส่วนของ RSOH ทุกประการ สำหรับข้อแตกต่างก็คือ J0 จะถูก Terminated ที่ทุกๆ Regenerator ในขณะที่ J1 จะถูก Terminated ที่ส่วนของจุดเริ่มต้น และจุดสุดท้ายของเส้นทาง (Path) นั้นๆเท่านั้น

B3 (BIP-8) รายละเอียดเช่นเดียวกับ B1 แต่จะตรวจสอบเฉพาะส่วนของ Payload เท่านั้น

C2(Signal Label) เป็นตัวที่บอกว่า “มีอะไรอยู่ข้างใน VC-4 (หรือ VC-3 ในกรณี VC-3 POH)” โดยมีรายละเอียดดังตารางที่ 5

\*MAN= Metropolitan Area Network ,FDDI = Fibre Distributed Data Interface

\*Locked TU-n เป็นมาตรฐานเก่าซึ่งข้อมูลต่างๆจะถูกกำหนดตำแหน่งที่ตายตัวไม่ยืดหยุ่น หรือกล่าวอีกนัยหนึ่งคือ Pointer จะไม่สามารถไหลตัว (Floating) ได้ ส่งผลให้ไม่สามารถทำการ Justification ได้

\*ในกรณีของ MAN,FDDI,ATM ตัว Network Elements (SDH Nodes) จะเป็นเพียงแค่ตัวส่งผ่านข้อมูล (Transparent) โดยไม่สามารถเปลี่ยนค่าของ C2 นี้ได้

\*VC-AIS จะใช้กับโครงข่ายแบบ Tandem Connection เท่านั้น

\*O.181 เป็นมาตรฐานสำหรับการทดสอบสัญญาณ

ตารางที่ 3.6 รหัสแลเบลของสัญญาณพาร์ท VC-4

MSB	LSB	Hex Code	Interpretation
1234	5678		
0000	0000	00	Unequipped supervisory - unequipped
0000	0001	01	Equipped - non - specific
0000	0010	02	TUG structure
0000	0011	03	Locked TU-n
0000	0100	04	Asynchronous mapping of 34268 kbit/s or 44736 kbit/s into C-3
0001	0010	12	Asynchronous mapping of 139264 Kbit/s Into C-4
0001	0011	13	ATM mapping
0001	0101	14	MAN(DQDB) mapping

เอกสารนี้เป็นเอกสารที่สงวนไว้สำหรับการใช้งานเพื่อการศึกษาเท่านั้น ไม่อนุญาตให้นำไปใช้ประโยชน์ด้านการค้าไม่ว่ากรณีใดๆทั้งสิ้น อีกทั้งห้ามมิให้คัดแปลงเนื้อหา และต้องอ้างอิงถึงเจ้าของเอกสารทุกครั้งที่มีการนำไปใช้

### ตารางที่ 3.6 รหัสลาเบลของสัญญาณพาร์ท VC-4 (ต่อ)

MSB	LSB	Hex Code	Interpretation
1234	5678		
0001	1110	15	FDDI mapping

G1(Path Status) ทำหน้าที่เก็บข้อมูลเกี่ยวกับคุณสมบัติของ VC-4 และจะส่งกลับไปให้กับจุดที่สร้าง VC-4 นั้นๆขึ้นมา โดยมีรายละเอียดในบิตต่างๆดังนี้

REI				RDI	Reserved		Spare
1	2	3	4	5	6	7	8

บิต 1 ถึง 4 ใช้สำหรับส่งข้อมูล Remote Error Indication (REI) เหมือนกับในกรณีของ MS-REI(Multiplexer Section-Remote Error Indication) หรือไบท์ M1 โดยทำงานสัมพันธ์กับไบท์ B3 ซึ่งค่าของ REI นี้จะมีค่าตั้งแต่ 0 ถึง 8 และในกรณีที่เป็นค่าอื่นๆนอกเหนือจาก 0 ถึง 8 จะถูกตีความว่า “ไม่มีข้อผิดพลาด”

บิต 5 ใช้สำหรับส่งข้อมูลของ VC-4/VC-3 path Remote Defect Indication(RDI) ซึ่งก็คล้ายกับในกรณีของ MS-RDI ในบิต 6 ถึง 8 ของไบท์ K2 ต่างกันที่ในกรณีนี้จะพิจารณาที่ระดับของ VC-4/VC-3 Path ส่วน MS-RDI จะพิจารณาที่ระดับของ Multiplexer Section

สำหรับบิต 6,7 จะถูกสงวนไว้กับ Option เพิ่มเติม(พิจารณาตารางที่ 1.6) ในขณะที่บิต 8 ถูกสำรองไว้ใช้ในอนาคต

### ตารางที่ 3.7 รหัส G1(บิต b5-b7) และการโต้ตอบแปลความหมาย

B5	B6	B7	Meaning	Triggers
0	0	0	No remote defect*	No defect
0	0	1	No remote defect	No defect
0	1	0	Remote payload defect	LCD,PLM
0	1	1	No remote defect*	No defect
1	0	0	Remote defect*	AIS,LOP,TIM,UNEQ(or SLM)
1	0	1	Remote server defect	AIS,LOP
1	1	0	Remote connectivity defect	TIM,UNEQ

ตารางที่ 3.7 รหัส G1(บิต b5-b7) และการโต้ตอบแปลความหมาย (ต่อ)

B5	B6	B7	Meaning	Triggers
1	1	1	Remote defect*	AIS,LOP,TIM,UNEQ(or SLM)

This code is only transmitted by old equipment. New equipment will identify that it is internetworking with old equipment

F2,F3 (Path User Channels) เป็นช่องทางสำหรับผู้ใช้งานระบบเพื่อการใดๆ เพียงแต่ยังไม่มีการใช้งานเท่าไรนักในปัจจุบัน อีกทั้งยังไม่มีข้อกำหนดเกี่ยวกับมาตรฐานการเชื่อมต่อที่แน่นอนออกมา

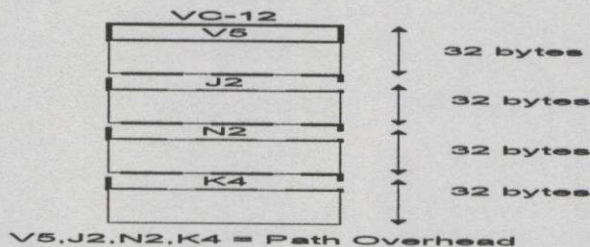
K3:b1-b4 (ASP Channel) จะถูกใช้เพื่อส่งสัญญาณสำหรับ ASP(Automatic Protection Switching) ในระดับของ VC4/VC-3 Path ส่วนบิตที่ 5 ถึง 8 ถูกจัดไว้สำหรับใช้งานในอนาคต

H4 (Position Indicator) ใช้ชี้ตำแหน่งของไบท์ V1,V2,V3 และ V4 ที่อยู่ใน Multiframed TU-12 การชี้ตำแหน่งของไบท์ V1,V2,V3 และ V4 นี้จะเป็นหน้าที่ของไบท์ H4 โดยใช้บิตที่ 7 และ 8 ซึ่งจะมีสถานะคือ '00','01','10' และ '11' คอยชี้ตำแหน่งของไบท์ V1,V2,V3 และ V4 ตามลำดับ ส่วนบิตที่ 1 ถึง 6 ในไบท์นี้จะไม่ถูกใช้งาน

N1 (Network Operator Byte) มีหน้าที่ในการตรวจสอบคุณภาพของสัญญาณในกรณีของ Tandem Connection สำหรับการเชื่อมต่อแบบ Tandem Connection ก็คือการเชื่อมต่อสัญญาณจากโอเปอเรเตอร์หรือผู้ให้บริการรายหนึ่ง ไปยังให้ผู้บริการอีกรายหนึ่ง ซึ่งผู้ให้บริการแต่ละรายจะไม่สามารถเข้าไปดูคุณภาพของสัญญาณในระดับของ VC ได้ถ้าผู้ให้บริการอีกรายหนึ่งไม่อนุญาต ในกรณีนี้ถ้าต้องการเข้าไปดูคุณภาพของสัญญาณ( อาทิเช่น ค่า Reliability) จะสามารถเข้าไปดูได้ที่ระดับของ TCM Sub-layer\* (TCM = Tandem Connection Monitoring) แทน ซึ่งทำให้สามารถที่จะดูคุณภาพของสัญญาณในระดับของ Path Payload และ Path Overhead ได้

TCM Sub-layer\* เป็น Optional Sub-layer ที่อยู่ระหว่าง Multiplex Section และ Path Overhead

VC-12 POH



รูปที่ 3.25 พาร์ทโอเวอร์เฮดของ VC-12

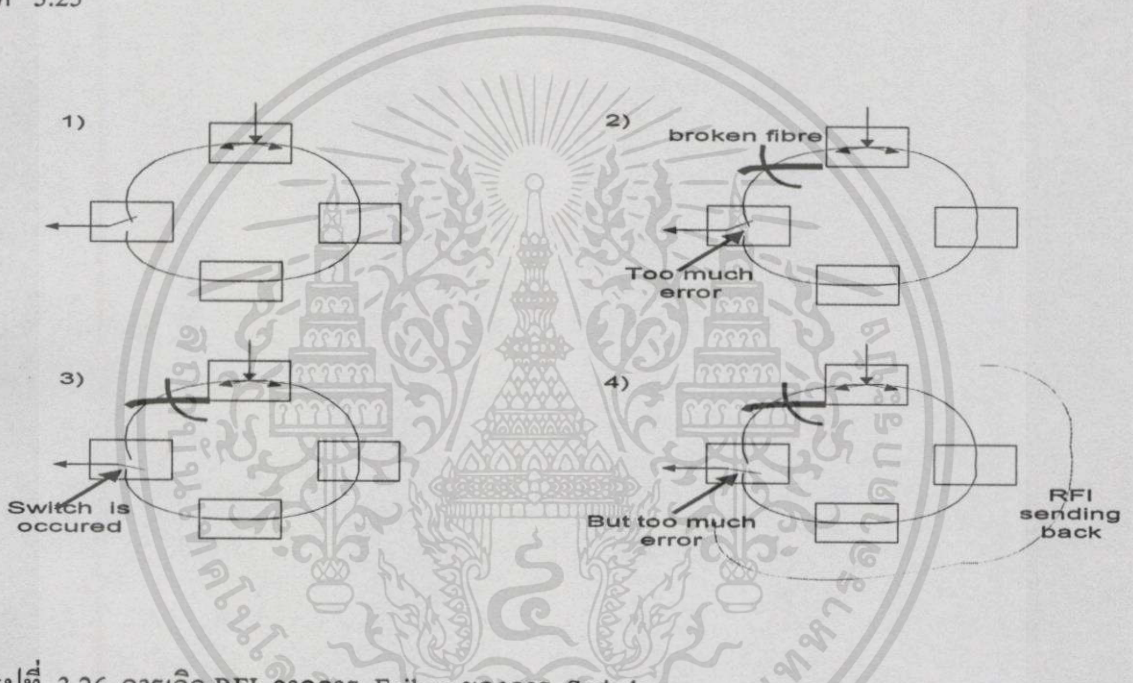
รายละเอียดการทำงานของไบท์ต่างๆ

V5 มีรายละเอียดการทำงานของบิตต่างๆดังนี้

บิตที่ 1 และ 2 ใช้สำหรับ BIP check

บิตที่ 3 ใช้สำหรับ VC-12 path REI โดยจะถูกเซตค่าเป็น 1 เพื่อบอกว่ามีความผิดพลาดเกิดขึ้นจากการตรวจสอบด้วย BIP-2 และจะถูกเซตค่าเป็น 0 ถ้าหากไม่มีความผิดพลาดเกิดขึ้น

บิตที่ 4 ใช้สำหรับ VC-12 path RFI โดยจะถูกเซตค่าเป็น 1 เพื่อบอกว่ามีการ Failure เกิดขึ้นและจะถูกเซตค่าเป็น 0 ถ้าหากไม่มีการ Failure ตัวอย่างของการเกิด RFI ให้พิจารณาดังรูปที่ 3.25



รูปที่ 3.26 การเกิด RFI จากการ Failure ของการ Switch

ตารางที่ 3.8 ตารางสัญลักษณ์ของพาร์ท VC-12

B5	B6	B7	Meaning
0	0	0	Unequipped or Supervisory -unequipped
0	0	1	Equipped –non – specific
0	1	0	Asynchronous
0	1	1	Bit Synchronous
1	0	0	Byte Synchronous
1	0	1	Reserved for future use

เอกสารนี้เป็นเอกสารที่สงวนไว้สำหรับการใช้งานเพื่อการศึกษาเท่านั้น ไม่อนุญาตให้นำไปใช้ประโยชน์ด้านการค้าไม่ว่ากรณีใดๆทั้งสิ้น อีกทั้งห้ามมิให้ตัดแปลงเนื้อหา และต้องอ้างอิงถึงเจ้าของเอกสารทุกครั้งที่มีการนำไปใช้

ตารางที่ 3.8 ลาเบลสัญญาณของพาร์ท VC-12 (ต่อ)

B5	B6	B7	Meaning
1	1	0	Test signal, O.181 specific mapping
1	1	1	VC-AIS

บิตที่ 8 จะใช้สำหรับ VC-12 path RDI

ตารางที่ 3.9 ลาเบลสัญญาณของพาร์ท VC-12

B5	B6	B7	Meaning	Triggers
0	0	0	*(see note)	
0	0	1	No remote defect	No defect
B5	B6	B7	Meaning	Triggers
0	1	0	Remote payload defect	LCD,LPM
0	1	1	*(see note)	
1	0	0	*(see note)	
1	0	1	Remote Server defect	AIS,LOP
1	1	0	Remote connectivity defect	TIM,UNEQ
1	1	1	*(see note)	

บิตที่ 8 จะใช้สำหรับ VC-12 path RDI

J2 (Path Trace) ใช้ตรวจสอบการเชื่อมต่อของเส้นทางในระดับของ VC- path

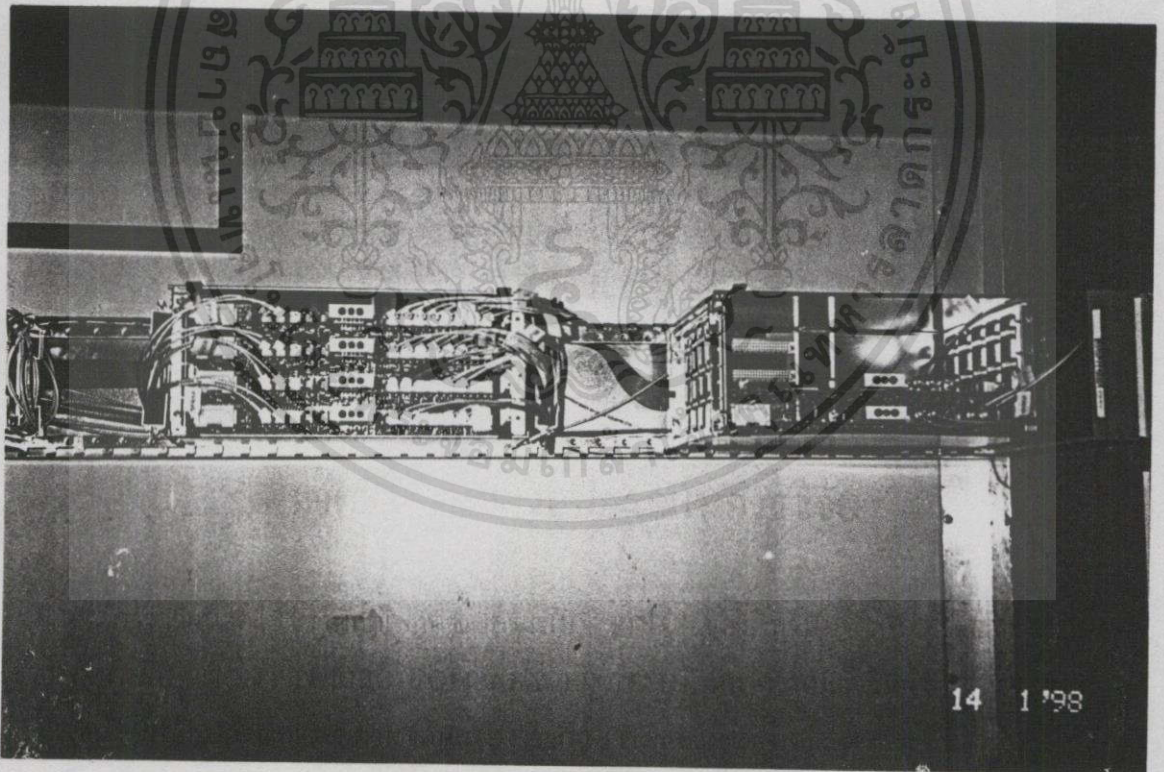
N2 (Network Operator Byte) ใช้สำหรับ TCM(Tandem Connection Monitoring)

K3 บิต 1 ถึง บิต 4(APS Channel) จะถูกใช้เพื่อส่งสัญญาณสำหรับ APS(Automatic Protection Switching) ในระดับของ VC-12 Path ส่วนบิตที่ 5 ถึง 7 ถูกจัดไว้สำหรับการใช้งาน Optional ดังแสดงในตารางที่ 3.9 และบิตที่ 8 สำหรับใช้งานในอนาคต

## บทที่ 4

### มาตรฐานของอุปกรณ์ในการวิจัย

การวิจัยนี้ได้ใช้ไชนั่มัลติเพล็กซ์เซอร์แบบ PDH ของ บริษัท TOTAL ACCESS COMMUNICATION PUBLIC COMPANY LIMITED ที่อาคารเบญจจินดาสำนักงานใหญ่ยูคอม เชื่อมต่อโดยใช้อุปกรณ์การส่งผ่านข้อมูลของโนเกีย (Transmission Nokia) ที่ระดับ 2 Mbps ของ บริษัทยูไนเต็อินฟอร์เมชันไฮเวย์ ซึ่งใช้อุปกรณ์รวมสัญญาณแบบ SDH(Synchronous Digital Hierarchy) จากมัลติเพล็กซ์เซอร์ ขนาด 34 Mb (DM34) มาเป็นมัลติเพล็กซ์เซอร์ ขนาด 8 Mb (DM8) และมัลติเพล็กซ์เซอร์ ขนาด 2 Mb (DM2) ตามลำดับ และจาก DM2 ต่อเข้า VF และจาก VF เข้าอุปกรณ์ Matris ของ Nokia และต่อ IUM ไปยังผู้ใช้บริการ ส่วนทางด้านผู้ให้บริการจากมัลติเพล็กซ์เซอร์ ขนาด 34 Mb (DM34) ต่อเข้า TMC(Transmission Management Control) เพื่อ บริการและดูแล บริหารเครือข่ายแสดงดังรูปที่ 4.1



รูปที่ 4.1 แสดงการเชื่อมต่อกับมัลติเพล็กซ์เซอร์แบบ PDH UCOM

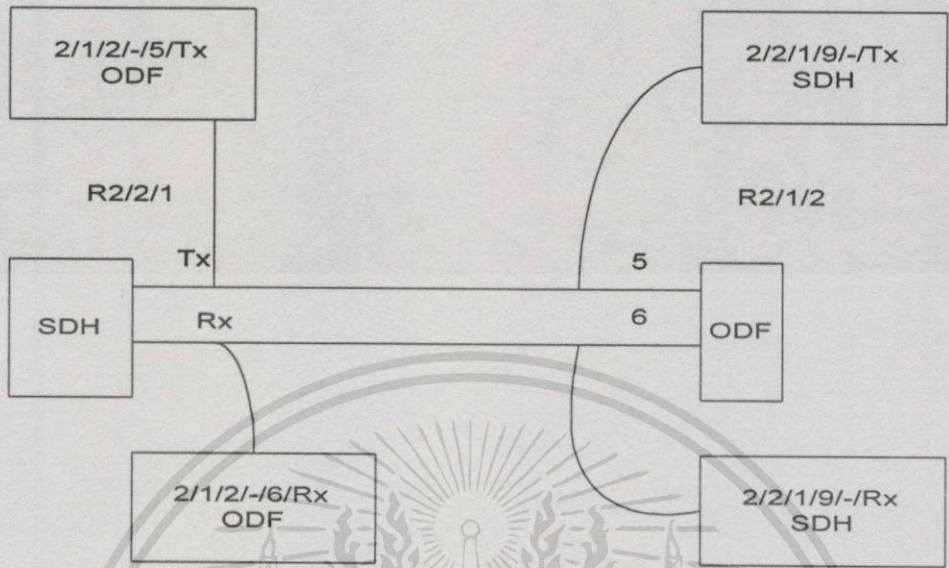
#### 4.1 มาตรฐานการติดตั้ง

1. LABEL บอกรหัสของสาย CABLE
2. การติดตั้ง PDH
3. การติดตั้ง RACK DDF,RACK ODF
4. การติดตั้ง SHELF DDF
5. การติดตั้ง SHELF ODF
6. การติดตั้ง MARTIS การเชื่อมต่อสาย
7. มาตรฐานจุด SPICE OPTICAL FIBER
8. มาตรฐานสีของสาย AP 40 คู่สาย และ AP 25 คู่สาย
9. มาตรฐานสีของ OPTICAL FIBER

**Row/Rack/Shelf/Slot/Port/Tx  
Type of Equipment.**

ROW	Number of ROW in CellSite		
RACK NUMBER	Number of Rack in ROW		
SUBRACK OR SHELF	Number of Shelf in Rack		
UNIT OR SLOT	Number of Slot in Shelf		
PORT/CORE	Number of Port in Slot		
Tx	สัญญาณ Tx ของ Caed PDH,SDH ต่อกับ Tx ของ DDF		
Rx	สัญญาณ Rx ของ Caed PDH,SDH ต่อกับ Rx ของ DDF		
Type of Equipment			
SDH	DDF	Bat:BATTERY	AMPS
PDH	ODF	CHARGER	WLL
M/W:MICROWAVE	SLM:STM-16(AT&T)	MDF	CDMA
MARTIS	DACS	PCN	CAT

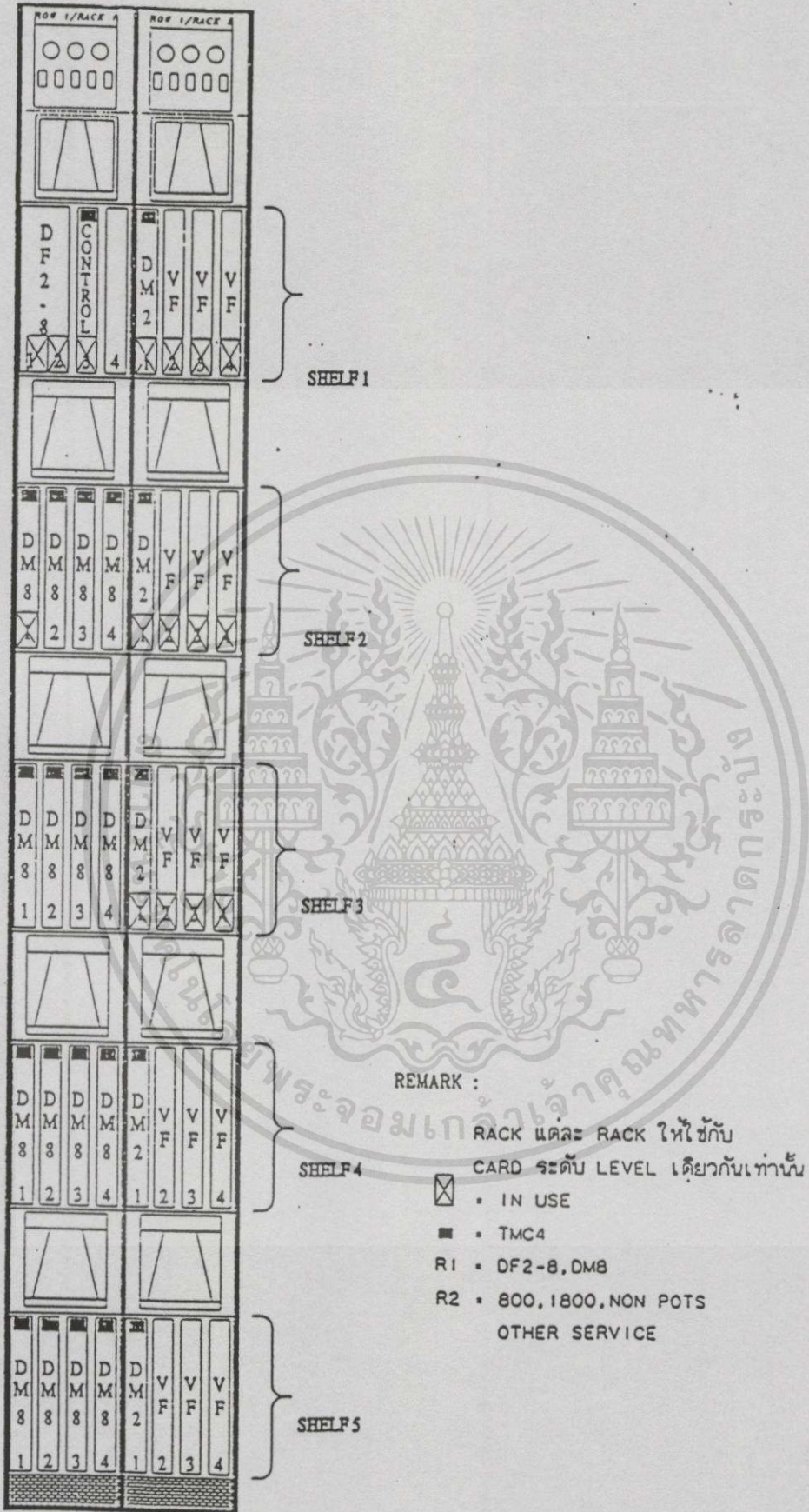
### ตัวอย่างของสาย Jumper ระหว่าง SDH กับ ODF



ROW=2,RACK=1,SHELF=2,SLOT=-,CORE=5,Tx

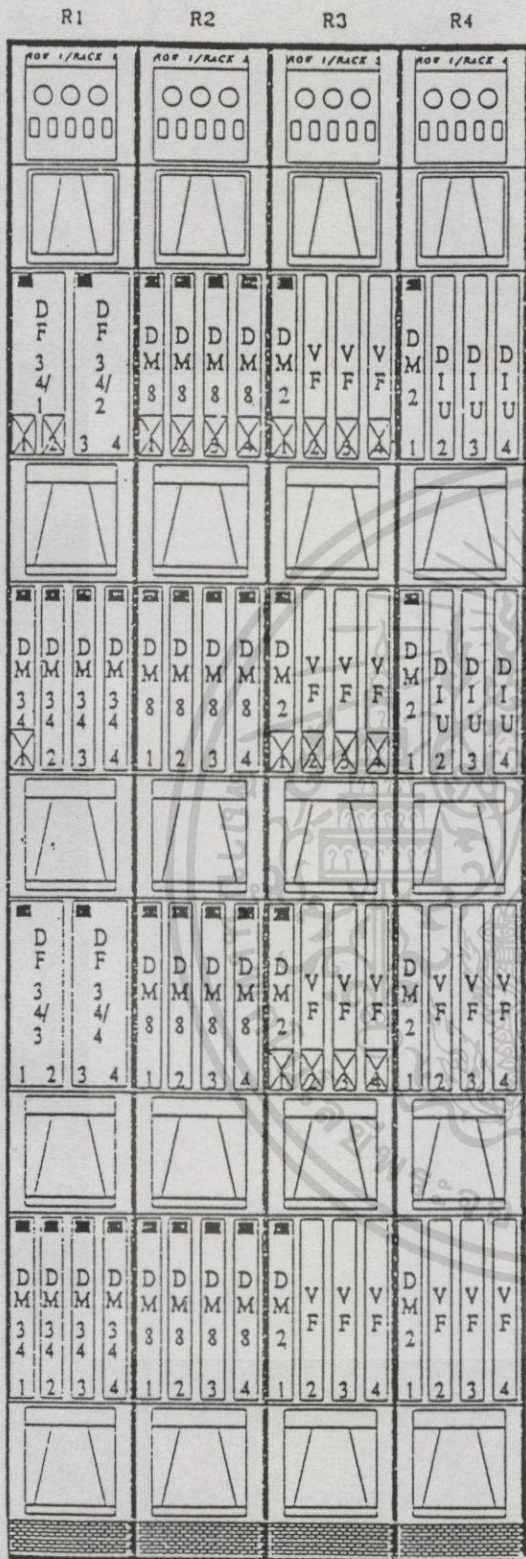
ROW=2,RACK=2,SHELF=1,SLOT=9,PORT=-,Tx

รูปที่ 4.2 LABEL IN SITE



รูปที่ 4.3a RACK DF2-8 ภายใน SITE

เอกสารนี้เป็นเอกสารที่สงวนไว้สำหรับการใช้งานเพื่อการศึกษาเท่านั้น ไม่อนุญาตให้นำไปใช้ประโยชน์ด้านการค้า  
ไม่ว่ากรณีใดๆทั้งสิ้น อีกทั้งห้ามมิให้ตัดแปลงเนื้อหา และต้องอ้างอิงถึงเจ้าของเอกสารทุกครั้งที่มีการนำไปใช้

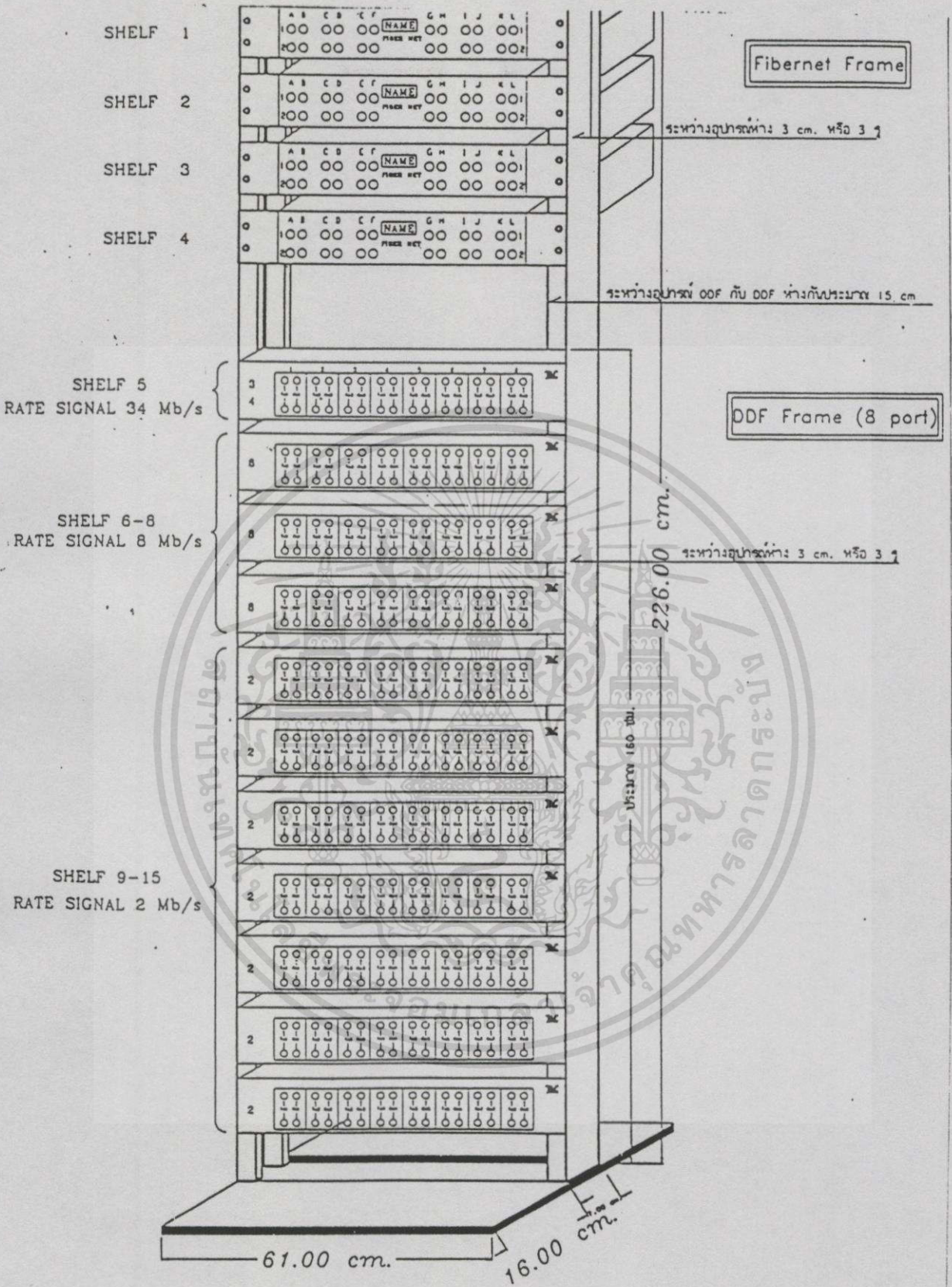


REMARK :

- RACK แต่ละ RACK ให้ใช้กับ CARD ระดับ LEVEL เดียวกันเท่านั้น
- ☒ IN USE
- TMC4
- R1 = DF 34, DM 34
- R2 = DM 8
- R3 = 800, 1800, NON POTS OTHER SERVICE
- R4 = 800, 1800, NON POTS OTHER SERVICE

รูปที่ 4.3b RACK DF2-34 ภายใน SITE

เอกสารนี้เป็นเอกสารที่สงวนไว้สำหรับการใช้งานเพื่อการศึกษาเท่านั้น ไม่อนุญาตให้นำไปใช้ประโยชน์ด้านการค้า ไม่ว่าจะกรณีใดๆทั้งสิ้น อีกทั้งห้ามมิให้ตัดแปลงเนื้อหา และต้องอ้างอิงถึงเจ้าของเอกสารทุกครั้งที่มีการนำไปใช้



รูปที่ 4.4 ODF และ DDF RACK ภายใน SITE

เอกสารนี้เป็นเอกสารที่สงวนไว้สำหรับการใช้งานเพื่อการศึกษาเท่านั้น ไม่อนุญาตให้นำไปใช้ประโยชน์ด้านการค้า ไม่ว่าจะกรณีใดๆทั้งสิ้น อีกทั้งห้ามมิให้ดัดแปลงเนื้อหา และต้องอ้างอิงถึงเจ้าของเอกสารทุกครั้งที่มีการนำไปใช้

1 = PORT

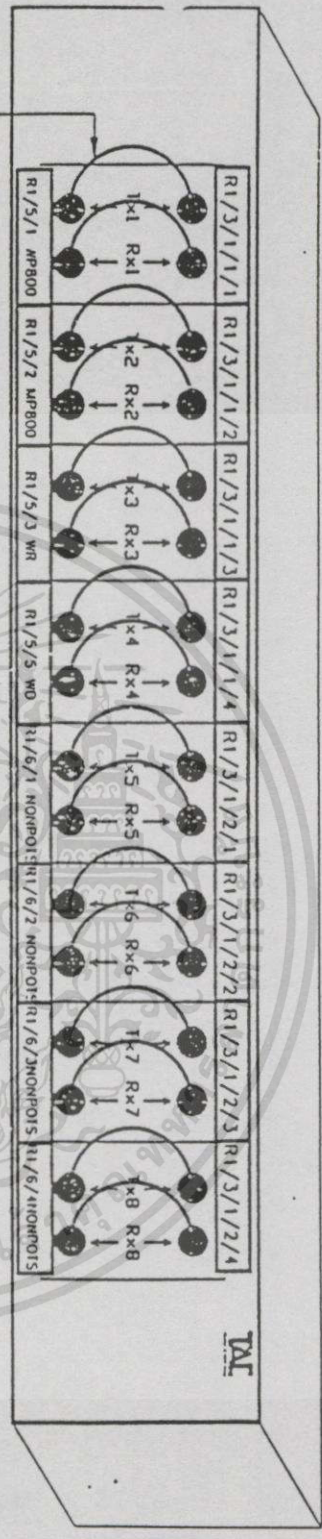
REMARK :

**R1/3/1/1/1**

R1 = ROW 1  
 3 = RACK  
 1 = SHELF  
 1 = UNIT

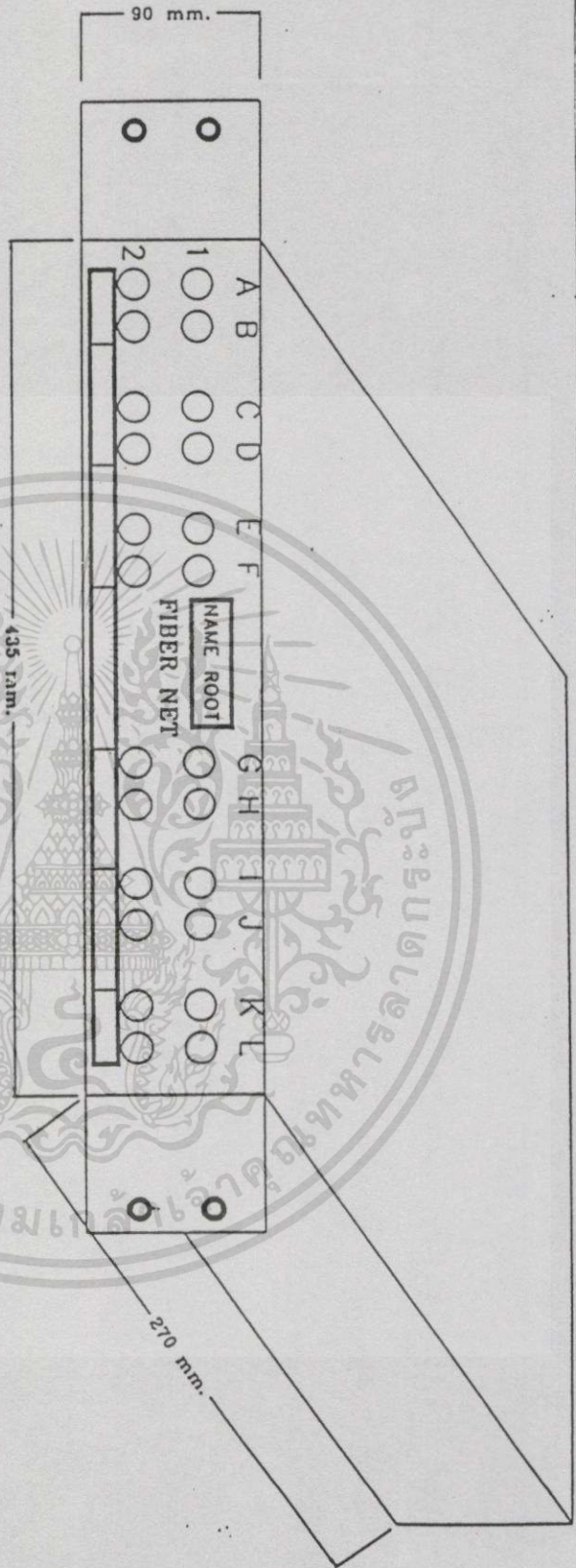
○ NOT USE  
 ● USE

LOOP CONNECTER



รูปที่ 4.5 DDF SHELF ภายใน SITE

เอกสารนี้เป็นเอกสารที่สงวนไว้สำหรับการใช้งานเพื่อการศึกษาเท่านั้น ไม่อนุญาตให้นำไปใช้ประโยชน์ด้านการค้า  
 ไม่ว่าจะกรณีใดๆทั้งสิ้น อีกทั้งห้ามมิให้ตัดแปลงเนื้อหา และต้องอ้างอิงถึงเจ้าของเอกสารทุกครั้งที่มีการนำไปใช้

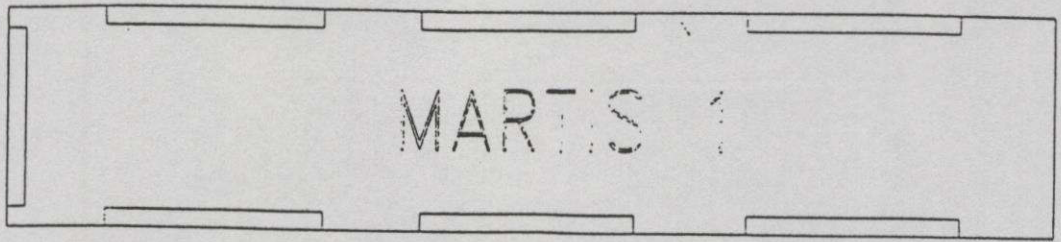


หมายเหตุ Tube Optical Fiber แต่ละสีจะ  
Splice ตามแนวขาง Core # 1-12 Splice A-L

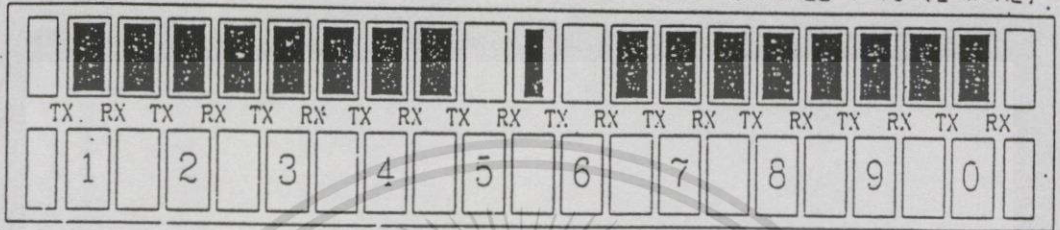
Example

- 1 = Tube # 1 (Blue)
- 2 = Tube # 2 (Orange)
- 1A-1L = Core # 1-12 of Tube # 1
- 2A-2L = Core # 1-12 of Tube # 2

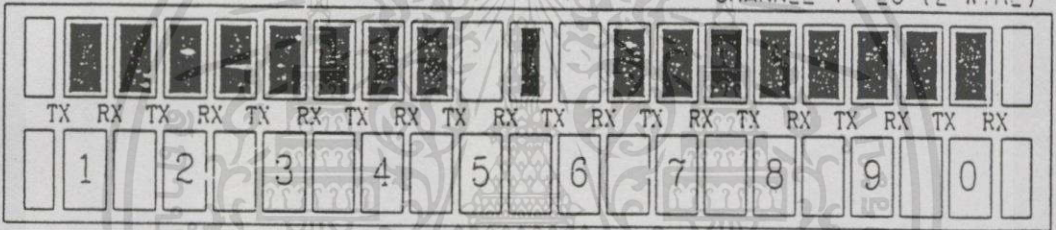
รูปที่ 4.6 TUBE OPTICAL FIBER



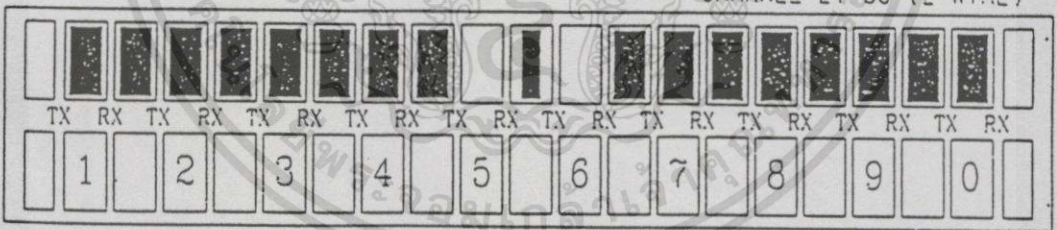
CHANNEL 1-10 (2 WIRE)



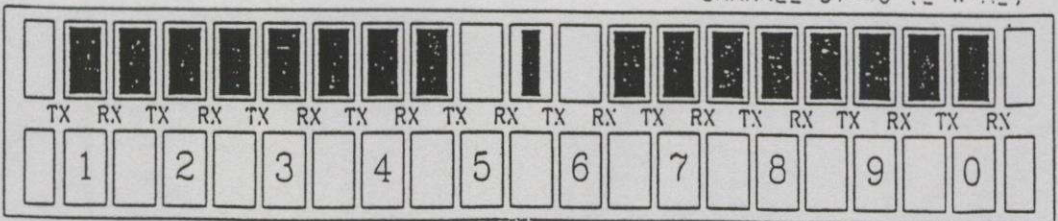
CHANNEL 11-20 (2 WIRE)



CHANNEL 21-30 (2 WIRE)

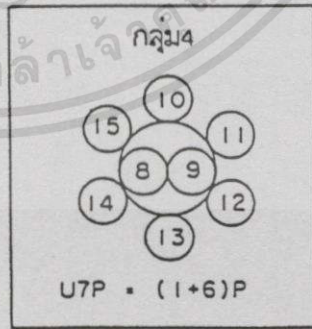
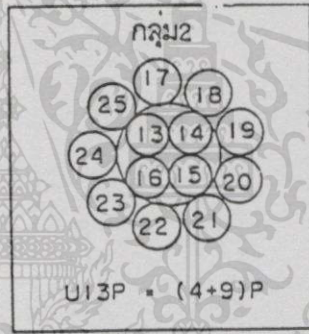
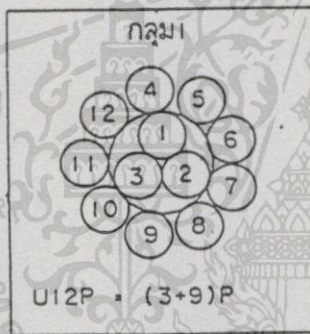
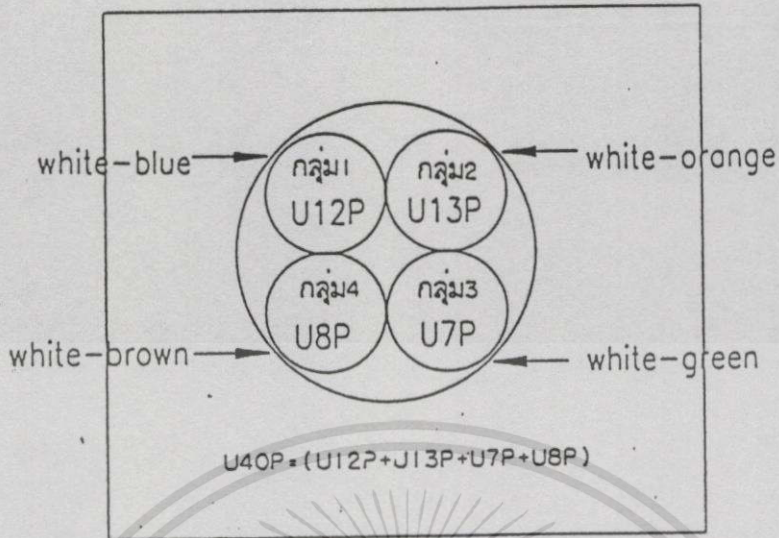


CHANNEL 31-40 (2 WIRE)



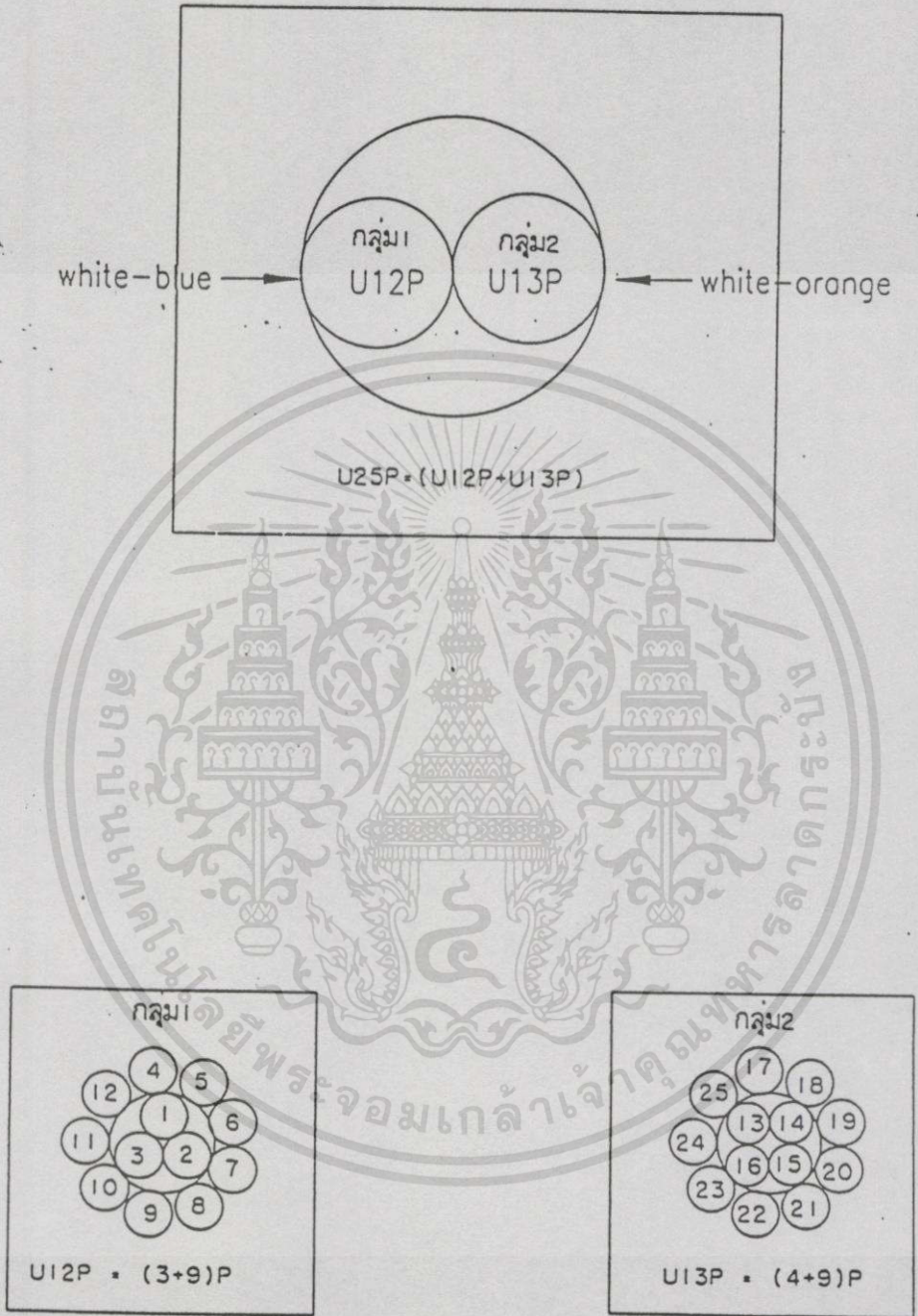
รูปที่ 4.7 ลาเบลและช่องทาง MDF RACK

เอกสารนี้เป็นเอกสารที่สงวนไว้สำหรับการใช้งานเพื่อการศึกษาเท่านั้น ไม่อนุญาตให้นำไปใช้ประโยชน์ด้านการค้า ไม่ว่าจะกรณีใดๆทั้งสิ้น อีกทั้งห้ามมิให้ตัดแปลงเนื้อหา และต้องอ้างอิงถึงเจ้าของเอกสารทุกครั้งที่มีการนำไปใช้



รูปที่ 4.8 สาย AP-FIG.8 40 คู่

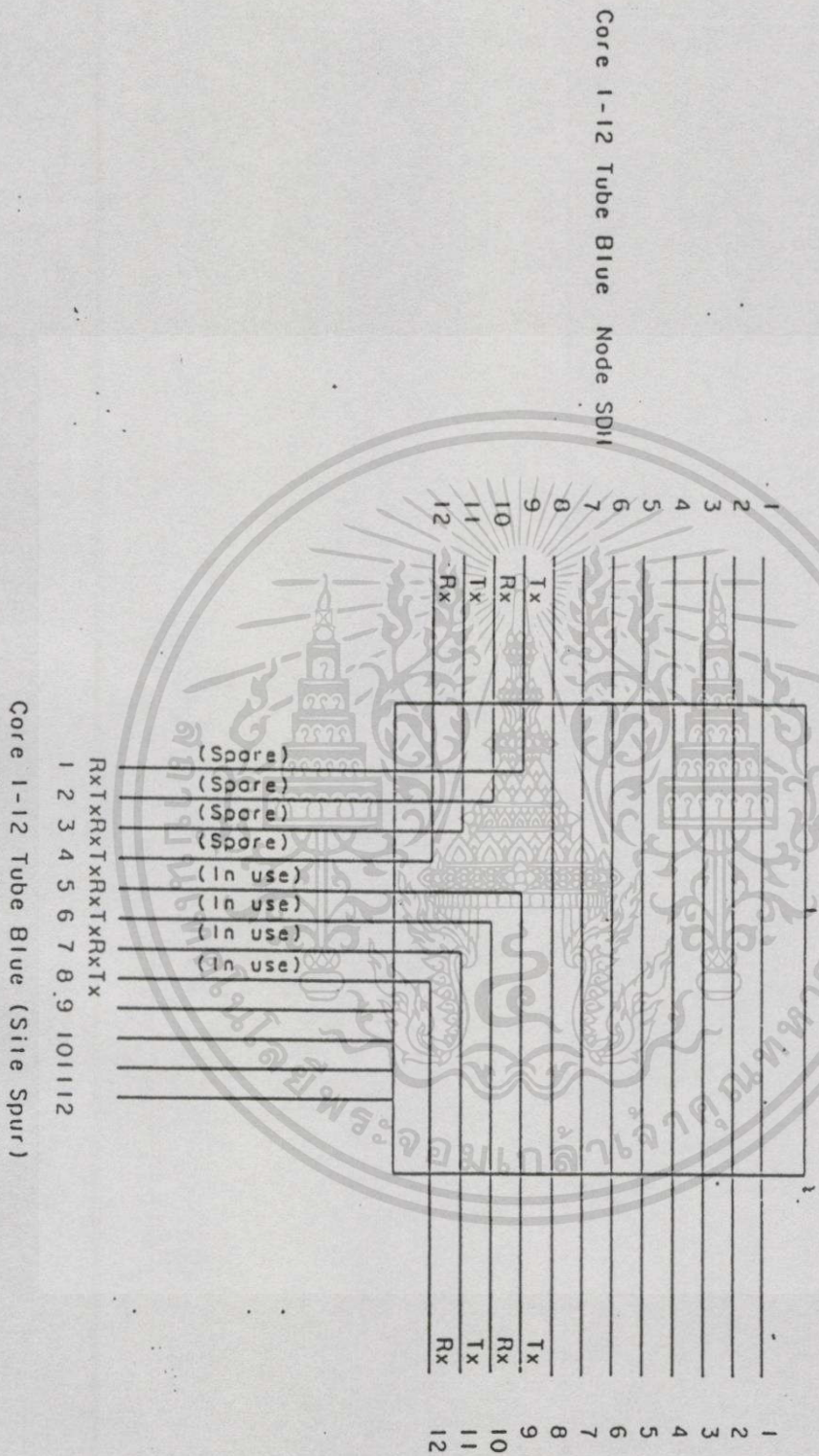
เอกสารนี้เป็นเอกสารที่สงวนไว้สำหรับการใช้งานเพื่อการศึกษาเท่านั้น ไม่อนุญาตให้นำไปใช้ประโยชน์ด้านการค้า ไม่ว่ากรณีใดๆทั้งสิ้น อีกทั้งห้ามมิให้ตัดแปลงเนื้อหา และต้องอ้างอิงถึงเจ้าของเอกสารทุกครั้งที่มีการนำไปใช้



รูปที่ 4.9 สาย AP 25 คู่

เอกสารนี้เป็นเอกสารที่สงวนไว้สำหรับการใช้งานเพื่อการศึกษาเท่านั้น ไม่นอนุญาตให้นำไปใช้ประโยชน์ด้านการค้า  
ไม่ว่ากรณีใดๆทั้งสิ้น อีกทั้งห้ามมิให้ตัดแปลงเนื้อหา และต้องอ้างอิงถึงเจ้าของเอกสารทุกครั้งที่มีการนำไปใช้

จุด splice Outdoor



รูปที่ 4.10 แสดงการ Splice เข้า Site Spur ระหว่างโหนด SDH

เอกสารนี้เป็นเอกสารที่สงวนไว้สำหรับการใช้งานเพื่อการศึกษาเท่านั้น ไม่อนุญาตให้นำไปใช้ประโยชน์ด้านการค้าไม่ว่ากรณีใดๆทั้งสิ้น อีกทั้งห้ามมิให้ดัดแปลงเนื้อหา และต้องอ้างอิงถึงเจ้าของเอกสารทุกครั้งที่มีการนำไปใช้

Project	Database Transmission	File	Martis.xls	21-May-99
Title	มาตรฐานสีของสาย PV 40 คู่สาย	Document		Rev.A

ตารางที่ 4.1 แสดงมาตรฐานสีของสาย PV 40 คู่สาย

No	Group Color	Number of Group	Color(Tx)	Color(Rx)	Remark
1	White-Blue	1	White	Blue	
2	White-Blue	1	White	Orange	
3	White-Blue	1	White	Green	
4	White-Blue	1	White	Brown	
5	White-Blue	1	White	Gray	
6	White-Blue	1	Red	Blue	
7	White-Blue	1	Red	Orange	
8	White-Blue	1	Red	Green	
9	White-Blue	1	Red	Brown	
10	White-Blue	1	Red	Gray	
11	White-Blue	1	Black	Blue	
12	White-Blue	2	Black	Orange	
13	White-Orange	2	Black	Green	
14	White-Orange	2	Black	Brown	
15	White-Orange	2	Black	Gray	
16	White-Orange	2	Yellow	Blue	
17	White-Orange	2	Yellow	Orange	
18	White-Orange	2	Yellow	Green	
19	White-Orange	2	Yellow	Brown	
20	White-Orange	2	Yellow	Gray	
21	White-Orange	2	Violet	Blue	
22	White-Orange	2	Violet	Orange	
23	White-Orange	2	Violet	Green	
24	White-Orange	2	Violet	Brown	
25	White-Orange	2	Violet	Gray	
26	White-Orange	3	White	Blue	
27	White-Orange	3	White	Orange	
28	White-Orange	3	White	Green	
29	White-Orange	3	White	Brown	

เอกสารนี้เป็นเอกสารที่สงวนไว้สำหรับการใช้งานเพื่อการศึกษาเท่านั้น ไม่อนุญาตให้นำไปใช้ประโยชน์ด้านการค้า  
ไม่ว่ากรณีใดๆทั้งสิ้น อีกทั้งห้ามมิให้ตัดแปลงเนื้อหา และต้องอ้างอิงถึงเจ้าของเอกสารทุกครั้งที่มีการนำไปใช้

ตารางที่ 4.1 แสดงมาตรฐานสีของสาย PV 40 คู่สาย (ต่อ)

No	Group Color	Number of Group	Color(Tx)	Color(Rx)	Remark
30	White-Orange	3	White	Gray	
31	White-Green	3	Red	Blue	
32	White-Green	3	Red	Orange	
33	White-Brown	4	Red	Green	
34	White-Brown	4	Red	Brown	
35	White-Brown	4	Red	Gray	
36	White-Brown	4	Black	Blue	
37	White-Brown	4	Black	Orange	
38	White-Brown	4	Black	Green	
39	White-Brown	4	Black	Brown	
40	White-Brown	4	Black	Gray	

Project	Database Transmission	File	Martis.xls	21-May-99
Title	มาตรฐานสีของสาย PV 25 คู่สาย	Document		Rev.A

ตารางที่ 4.2 แสดงมาตรฐานสีของสาย PV 25 คู่สาย

No	Group Color	Number of Group	Color(Tx)	Color(Rx)	Remark
1	White-Blue	1	White	Blue	
2	White-Blue	1	White	Orange	
3	White-Blue	1	White	Green	
4	White-Blue	1	White	Brown	
5	White-Blue	1	White	Gray	
6	White-Blue	1	Red	Blue	
7	White-Blue	1	Red	Orange	
8	White-Blue	1	Red	Green	
9	White-Blue	1	Red	Brown	
10	White-Blue	1	Red	Gray	
11	White-Blue	1	Black	Blue	
12	White-Blue	1	Black	Orange	
13	White-Orange	2	Black	Green	
14	White-Orange	2	Black	Brown	
15	White-Orange	2	Black	Gray	

เอกสารนี้เป็นเอกสารที่สงวนไว้สำหรับการใช้งานเพื่อการศึกษาเท่านั้น ไม่อนุญาตให้นำไปใช้ประโยชน์ด้านการค้า  
ไม่ว่ากรณีใดๆทั้งสิ้น อีกทั้งห้ามมิให้ตัดแปลงเนื้อหา และต้องอ้างอิงถึงเจ้าของเอกสารทุกครั้งที่มีการนำไปใช้

ตารางที่ 4.2 แสดงมาตรฐานสีของสาย PV 25 คู่สาย (ต่อ)

16	White-Orange	2	Yellow	Blue	
17	White-Orange	2	Yellow	Orange	
No	Group Color	Number of Group	Color(Tx)	Color(Rx)	Remark
18	White-Orange	2	Yellow	Green	
19	White-Orange	2	Yellow	Brown	
20	White-Orange	2	Yellow	Gray	
21	White-Orange	2	Violet	Blue	
22	White-Orange	2	Violet	Orange	
23	White-Orange	2	Violet	Green	
24	White-Orange	2	Violet	Brown	
25	White-Orange	2	Violet	Gray	

#### 4.2 โครงสร้างของ ODF

SITE NAME MAPAMMARIT (OPTICAL CABLE TO/FROM BANGKOK DIRECTION)

ODF SHELF #1

ตารางที่ 4.3 แสดงโครงสร้างของ ODF

TUBE #	COLOR	C O R E No.	COLOR	Tx	Rx	EQUIPMENT	REMARK
1	BLUE	1A	BLUE	BANGKOK		ADM	
		1B	ORANGE		BANGKOK	ADM	
		1C	GREEN	Tx		NO USED	
		1D	BROWN		Rx	NO USED	
		1E	GRAY	Tx		NO USED	
		1F	WHITE		Rx	NO USED	
		1G	RED	Tx		NO USED	
		1H	BLACK		Rx	NO USED	
		1I	YELLOW	Tx		NO USED	
		1J	VIOLET		Rx	NO USED	
		1K	PINK	Tx		NO USED	
		1L	L I G H T BLUE		Rx	NO USED	

ตารางที่ 4.3 แสดงโครงสร้างของ ODF (ต่อ)

TUBE #	COLOR	CORE No.	COLOR	Tx	Rx	EQUIPMENT	REMARK
2	ORANGE	2A	BLUE	Tx		CABLE TV	
		2B	ORANGE		Rx		
		2C	GREEN	Tx			
		2D	BROWN		Rx		
		2E	GRAY	Tx			
		2F	WHITE		Rx		
		2G	RED	Tx			
		2H	BLACK		Rx		
		2I	YELLOW	Tx			
		2J	VIOLET		Rx		
		2K	PINK	Tx			
		2L	L I G H T BLUE		Rx		

ODF SHELF #2

TUBE #	COLOR	C O R E No.	COLOR	Tx	Rx	EQUIPMENT	REMARK
3	GREEN	1A	BLUE	Tx		LEASE CIRC.	
		1B	ORANGE		Rx		
		1C	GREEN	Tx			
		1D	BROWN		Rx		
		1E	GRAY	Tx			
		1F	WHITE		Rx		
		1G	RED	Tx			
		1H	BLACK		Rx		
		1I	YELLOW	Tx			
		1J	VIOLET		Rx		
		1K	PINK	Tx			
		1L	L I G H T BLUE		Rx		

ตารางที่ 4.3 แสดงโครงสร้างของ ODF (ต่อ)

TUBE #	COLOR	C O R E No.	COLOR	Tx	Rx	EQUIPMENT	REMARK
2	BROWN	2A	BLUE	Tx		REVERSED	
		2B	ORANGE		Rx		
		2C	GREEN	Tx			
		2D	BROWN		Rx		
		2E	GRAY	Tx			
		2F	WHITE		Rx		
		2G	RED	Tx			
		2H	BLACK		Rx		
		2I	YELLOW	Tx			
		2J	VIOLET		Rx		
		2K	PINK	Tx			
		2L	L I G H T BLUE		Rx		

ตารางที่ 4.4 แสดงโครงสร้างของสายไฟเบอร์ 24 CORE

NO	TUBE COLOR CODE		CORE COLOR CODE		FOR SERVICE
	TUBE #	COLOR	CORE #	COLOR	
1			1A	BLUE	RESERVE FOR SDH
2			1B	ORANGE	RESERVE FOR SDH
3			1C	GREEN	RESERVE FOR SDH
4			1D	BROWN	RESERVE FOR SDH
5			1E	GRAY	RESERVE FOR SDH
6	1	BLUE	1F	WHITE	RESERVE FOR SDH
7			1G	RED	RESERVE FOR SDH/PDH
8			1H	BLACK	RESERVE FOR SDH/PDH
9			1I	YELLOW	RESERVE FOR SDH/PDH
10			1J	VIOLET	RESERVE FOR SDH/PDH
11			1K	PINK	SPUR SITE (PDH 1)
12			1L	LIGHT BLUE	SPUR SITE (PDH 1)
13			2A	BLUE	
14			2B	ORANGE	
15			2C	GREEN	
16			2D	BROWN	

เอกสารนี้เป็นเอกสารที่สงวนไว้สำหรับการใช้งานเพื่อการศึกษาเท่านั้น ไม่อนุญาตให้นำไปใช้ประโยชน์ด้านการค้า  
ไม่ว่ากรณีใดๆทั้งสิ้น อีกทั้งห้ามมิให้ตัดแปลงเนื้อหา และต้องอ้างอิงถึงเจ้าของเอกสารทุกครั้งที่มีการนำไปใช้

ตารางที่ 4.4 แสดงโครงสร้างของสายไฟเบอร์ 24 CORE (ต่อ)

NO	TUBE COLOR CODE		CORE COLOR CODE		FOR SERVICE
	TUBE #	COLOR	CORE #	COLOR	
17			2E	GRAY	
18	2	ORANGE	2F	WHITE	RESERVE FOR OTHER
19			2G	RED	SERVIECS
20			2H	BLACK	
21			2I	YELLOW	
22			2J	VIOLET	
23			2K	PINK	
24			2L	LIGHT BLUE	

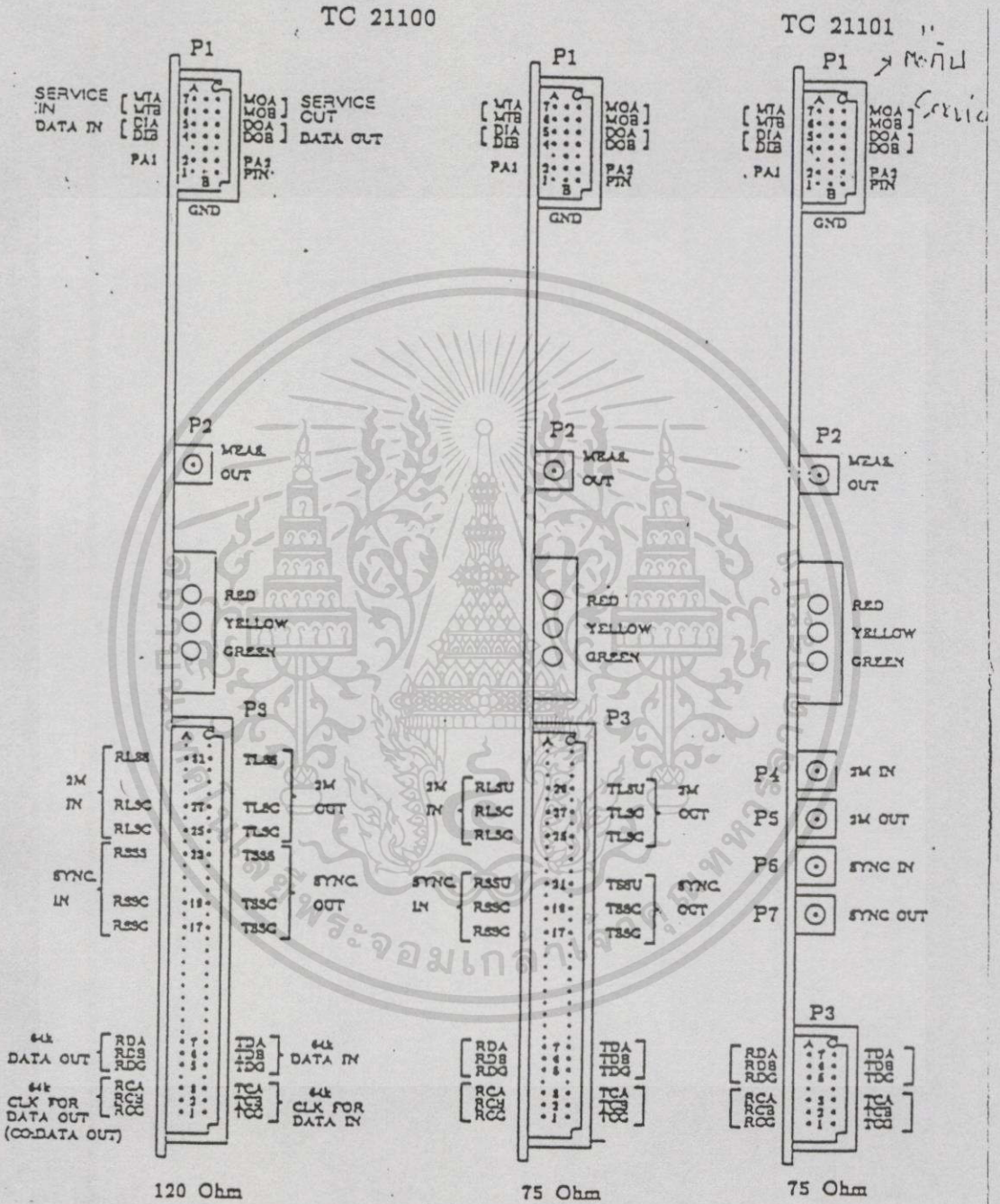
ตารางที่ 4.5 แสดงโครงสร้างของสายไฟเบอร์ 36 CORE

NO	TUBE COLOR CODE		CORE COLOR CODE		FOR SERVICE
	TUBE #	COLOR	CORE #	COLOR	
1			1A	BLUE	RESERVE FOR SDH
2			1B	ORANGE	RESERVE FOR SDH
3			1C	GREEN	RESERVE FOR SDH
4			1D	BROWN	RESERVE FOR SDH
5			1E	GRAY	RESERVE FOR SDH
6	1	BLUE	1F	WHITE	RESERVE FOR SDH
7			1G	RED	RESERVE FOR SDH/PDH
8			1H	BLACK	RESERVE FOR SDH/PDH
9			1I	YELLOW	RESERVE FOR SDH/PDH
10			1J	VIOLET	RESERVE FOR SDH/PDH
11			1K	PINK	SPUR SITE (PDH 1)
12			1L	LIGHT BLUE	SPUR SITE (PDH 1)
13			2A	BLUE	
14			2B	ORANGE	
15			2C	GREEN	

เอกสารนี้เป็นเอกสารที่สงวนไว้สำหรับการใช้งานเพื่อการศึกษาเท่านั้น ไม่อนุญาตให้นำไปใช้ประโยชน์ด้านการค้า  
ไม่ว่ากรณีใดๆทั้งสิ้น อีกทั้งห้ามมิให้ตัดแปลงเนื้อหา และต้องอ้างอิงถึงเจ้าของเอกสารทุกครั้งที่มีการนำไปใช้

ตารางที่ 4.5 แสดงโครงสร้างของสายไฟเบอร์ 36 CORE (ต่อ)

NO	TUBE COLOR CODE		CORE COLOR CODE		FOR SERVICE
	TUBE #	COLOR	CORE #	COLOR	
16			2D	BROWN	
17			2E	GRAY	
18	2	ORANGE	2F	WHITE	
19			2G	RED	CABLE TV.
20			2H	BLACK	
21			2I	YELLOW	
22			2J	VIOLET	
23			2K	PINK	
24			2L	LIGHT BLUE	
25			1A	BLUE	
26			1B	ORANGE	
27			1C	GREEN	
28			1D	BROWN	
29			1E	GRAY	
30	3	GREEN	1F	WHITE	LEASE CIRCUIT
31			1G	RED	
32			1H	BLACK	
33			1I	YELLOW	
34			1J	VIOLET	
35			1K	PINK	
36			1L	LIGHT BLUE	



รูปที่ 4.11 การเชื่อมต่อในยูนิตของ DM2

เอกสารนี้เป็นเอกสารที่สงวนไว้สำหรับการใช้งานเพื่อการศึกษาเท่านั้น ไม่นอนุญาตให้นำไปใช้ประโยชน์ด้านการค้า ไม่ว่ากรณีใดๆทั้งสิ้น อีกทั้งห้ามมิให้ตัดแปลงเนื้อหา และต้องอ้างอิงถึงเจ้าของเอกสารทุกครั้งที่มีการนำไปใช้

### 4.3 คำสั่งที่ใช้สำหรับการ set up DM2

ชุดคำสั่ง		ความหมาย
1.TOP 6,2,3	กค RET. /	เพื่อ install card
2.TOP 4,7,2	กค RET. /	ตั้งชื่ออุปกรณ์ตาม site ที่อยู่
3.TOP 6,1,1,9600	กค RET. /	ตั้งค่า baudrate=9600 bit/s
4.TOP 6,1,2,1,addr.	กค RET. /	ตั้งค่า Address 0-4095
5.TOP 6,1,3,1	กค RET. /	ตั้งค่า Rack alarm normal
6.TOP 6,1,4,1,1	กค RET. /	ตั้งค่า Rack alarm delay=1 วินาที
7.TOP 6,1,5,1	กค RET. /	เลือก PA1 active เมื่อเกิด alarm A.
8. TOP 6,1,6,2	กค RET. /	เลือก PA2 active เมื่อเกิด alarm B.
9.TOP 6,1,7,10	กค RET. /	ตั้งค่า Control timeout = 10 วินาที
10.TOP 6,1,8,1	กค RET. /	ตั้งค่า Data Hybrid = MI to up; DI to 2 M
frame		
11.TOP 6,9,1,2,1,2,1	กค RET. /	ตั้งค่า 1 <sup>st</sup> timing = RX, 2 <sup>nd</sup> = Int. clk.
12.TOP 6,9,1,3,2	กค RET. /	ตั้งค่า Sync O/P จาก RX Clock.
13.TOP 6,9,1,4,1	กค RET. /	ตั้งค่า Signaling เป็น DM2 CAS.
14.TOP 6,9,1,5,2	กค RET. /	ตั้งค่า CRC = Not in use
15.TOP 6,9,1,7,1,1	กค RET. /	AS alarm and AIS เมื่อ BER>1E-3
16.TOP 6,9,1,7,2,1	กค RET. /	S alarm เมื่อได้ Far-end alarm
17.TOP 6,9,1,7,3,1	กค RET. /	S alarm เมื่อได้รับ AIS2M
18.TOP 6,9,1,10,4	กค RET. /	ตั้งค่า sampling rate 16 Khz.
19.TOP 6,9,1,11,4	กค RET. /	64 Khz data Ch (Not in use)

### 4.4 คำสั่งที่ใช้สำหรับการ Loop card DM2

คำสั่ง loop ใช้เพื่อทดสอบวงจรใช้งานและตรวจสอบจุดเสีย ซึ่งมีผลต่อสัญญาณที่เกี่ยวข้อง ดังนั้นก่อนใช้คำสั่ง loop จะต้องแน่ใจว่าไม่มีผลกระทบใดๆต่อวงจรใช้งานอื่นๆ

ชุดคำสั่ง		ความหมาย
1.TOP 5,2,2	กค RET. /	เพื่อ loop สัญญาณ 2M กลับไปฝั่งปลายทาง
2.TOP 5,2,3	กค RET. /	เพื่อ loop สัญญาณ 2M กลับไปฝั่งต้นทาง

เอกสารนี้เป็นเอกสารที่สงวนไว้สำหรับการใช้งานเพื่อการศึกษาเท่านั้น ไม่อนุญาตให้นำไปใช้ประโยชน์ด้านการค้า ไม่ว่ากรณีใดๆทั้งสิ้น อีกทั้งห้ามมิให้ดัดแปลงเนื้อหา และต้องอ้างอิงถึงเจ้าของเอกสารทุกครั้งที่มีการนำไปใช้



## 4.5 การติดตั้งและเซตค่า TU21120 Data Interface Unit 64 Kbit/s G.703: 10 Chs ลักษณะทั่วไป

DIU 64 Kbit/s,G.703(Data Interface Unit) เป็นอุปกรณ์ Channel unit ในตระกูล Dynacard เช่นเดียวกับ VF หรือ DIU อื่นๆซึ่งใช้งานร่วมกับ DM2,DB2 หรือ DN2 ก็ได้ ใน 1 card จะมีช่องส่งสัญญาณสำหรับข้อมูล 10 ช่องซึ่งจะส่งข้อมูลในอัตราเร็ว 64 Kbit/s

### คุณสมบัติ

- 1.มีช่องสื่อสารข้อมูล 10 ช่องและความเร็วของการส่งข้อมูลแต่ละช่องเป็น 64 Kbit/s
- 2.มีลักษณะการ Interface ข้อมูลเป็นไปตามข้อกำหนด G.703
- 3.สามารถเลือก interface type เป็น Co directional หรือ Contra directional ได้
- 4.แต่ละช่องสามารถเลือก Time Slot สำหรับส่งข้อมูลได้อย่างอิสระโดยใช้ Service Terminal
- 5.แต่ละช่องสามารถเลือกที่จะทำการ Loop Test ข้อมูลได้
- 6.การโปรแกรมสามารถที่จะโปรแกรมได้ด้วย Service Terminal

### 1.Installing

- 1.1 ทำการ Add Unit โดยใช้คำสั่ง TOP 6,2,1 Ret u หรือ install all unit โดยใช้คำสั่ง TOP 6,2,3 Ret. (ใช้เฉพาะกรณีที่เราเริ่มติดตั้ง card เป็นครั้งแรก)

- 1.2 ทำการ Setting DIU Card ประกอบด้วยขั้นตอนดังนี้  
Default Setting (ถ้าตามโรงงานที่ผลิต)

### 2.เลือกชนิดของ Connection ในการใช้งาน

- 2.1 Co-directional จะต้องใช้คำสั่ง TOP 6,9,u,3,n,3,1 Ret. ที่ Unit u , ช่องสัญญาณที่ n
- 2.2 Contra-directional จะต้องใช้คำสั่ง TOP 6,9,u,3,n,3,2 Ret. ที่ Unit u,ของช่องสัญญาณที่ n

### 3.การ Setting Timeslot ที่ใช้สำหรับส่งข้อมูล

Command TOP 6,9,u,3,n,2,1,TS Ret. Setting ที่ Unit u ช่องที่ n ใช้ Timeslot: TS

### 4.การ Setting Channel Inused หรือ Not Inused

หลังจากที่ setting parameters ต่างๆเรียบร้อยแล้ว เราจะเปิดหรือปิดวงจรสื่อสารข้อมูล โดยใช้คำสั่งดังนี้

Command TOP 6,9,u,3,n,1,1 Ret.                      หมายความว่า Inused Channel ที่ n , Unit ที่ u

Command TOP 6,9,u,3,n,1,2 Ret.                      หมายความว่า Not Inused Channel ที่ n ,

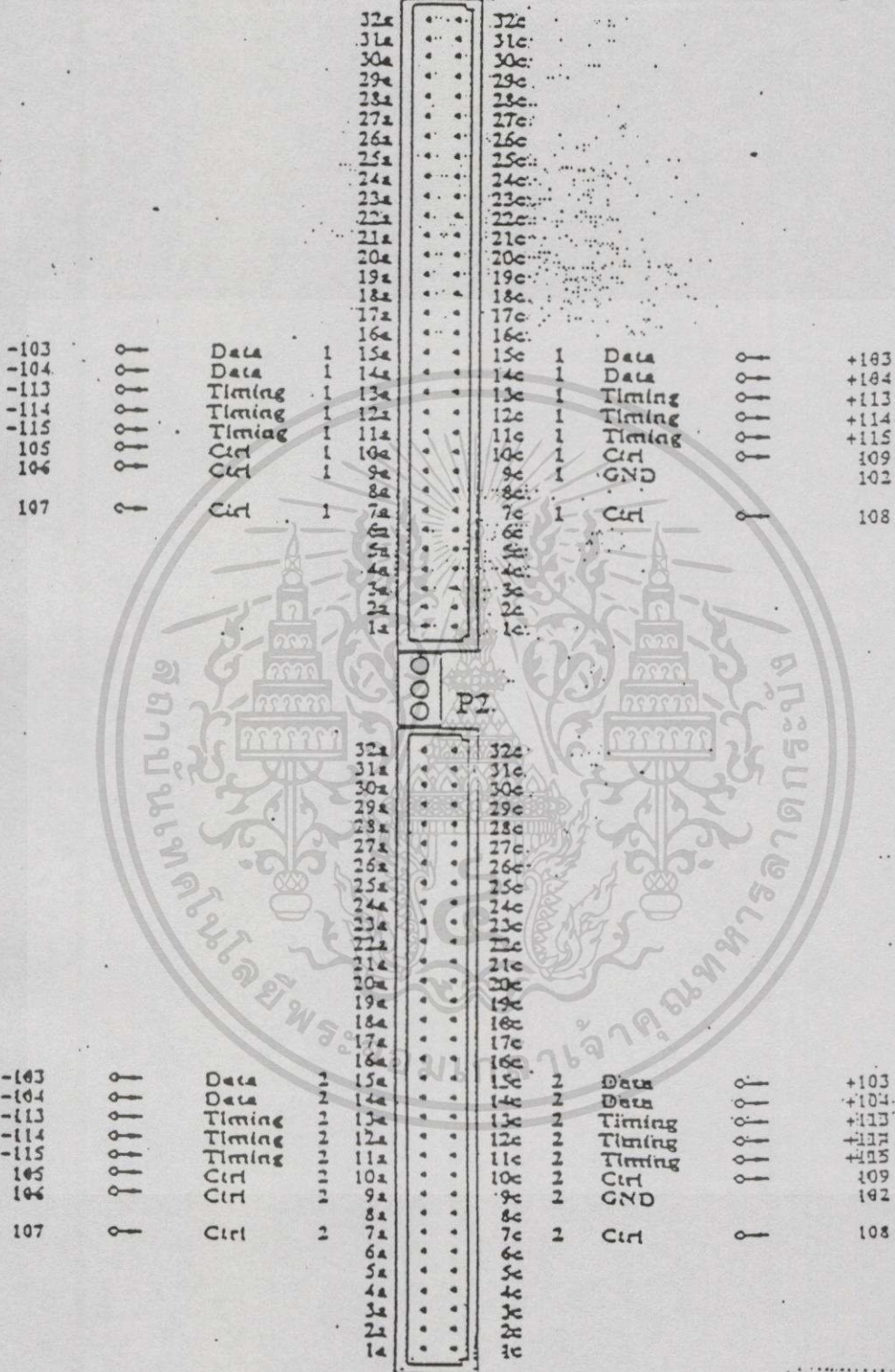
Unit ที่ u

หมายเหตุ หากต้องการแก้ไขใดๆใน Unit นี้จะต้องทำการ Set เป็น Not Inused ก่อน

เอกสารนี้เป็นเอกสารที่สงวนไว้สำหรับการใช้งานเพื่อการศึกษาเท่านั้น ไม่อนุญาตให้นำไปใช้ประโยชน์ด้านการค้า

ไม่ว่ากรณีใดๆทั้งสิ้น อีกทั้งห้ามมิให้ตัดแปลงเนื้อหา และต้องอ้างอิงถึงเจ้าของเอกสารทุกครั้งที่มีการนำไปใช้

Signal Direction Use Ch P1 Ch Use Direction Signal



รูปที่ 4.13 การอินเตอร์เฟสของสาย V.35

เอกสารนี้เป็นเอกสารที่สงวนไว้สำหรับการใช้งานเพื่อการศึกษาเท่านั้น ไม่อนุญาตให้นำไปใช้ประโยชน์ด้านการค้า  
ไม่ว่ากรณีใดๆทั้งสิ้น อีกทั้งห้ามมิให้ตัดแปลงเนื้อหา และต้องอ้างอิงถึงเจ้าของเอกสารทุกครั้งที่มีการนำไปใช้

## 4.6 การติดตั้งและเซตค่าอินเตอร์เฟซข้อมูลของ TU21124 nX64 Kbit/s V.11/V.35/X.21 : 2 chs.

### ลักษณะทั่วไป

DIU CARD Nx64 Kb/s(Data Interface Unit ) ในตระกูล Dynacard เช่นเดียวกับ VF หรือ DIU อื่นๆซึ่งใช้งานร่วมกับ DM2,DB2 หรือ DN2 ก็ได้ใน 1 Card จะมีช่องสัญญาณสำหรับส่งข้อมูล 2 ช่อง ซึ่งอัตราความเร็วของการส่งข้อมูลสามารถที่จะทำการเลือกได้ตาม Nx64 kb/s โดยที่ N= 1,2,3,...,31 (เป็นจำนวน TS ใช้งาน)

### คุณสมบัติ

- 1.มีช่องสื่อสารข้อมูลได้ 2 ช่อง
- 2.สามารถที่จะเลือกลักษณะการ Interface ของข้อมูลได้ ตามข้อกำหนดคือ RS-449(V.11) ,V.35 หรือ X.21 ความเร็วของข้อมูลสามารถที่จะทำเลือกเป็น Nx64 kb/a โดยที่ N มีค่าตั้งแต่ 1 ถึง 31 และจะต้องกำหนด Time Slot ที่ 16 มาใช้สำหรับส่งข้อมูลได้ด้วยเช่นเดียวกัน
- 3.ความเร็วของการส่งสัญญาณข้อมูลสูงสุดคือที่  $31 \times 64 \text{ kBit} = 1.984 \text{ kb/s}$
- 4.ช่องสัญญาณทั้งสอง 2 ช่องสัญญาณ สามารถที่จะทำการ Loop Test ข้อมูลได้
- 5.การโปรแกรมสามารถที่จะโปรแกรมได้ด้วย Service Terminal  
การ Setting Program By Service Terminal

#### 1.Installing

1.1 ทำการ Add Unit โดยใช้คำสั่ง TOP 6,2,1 Ret.

หรือ install all unit โดยใช้คำสั่ง TOP 6,2,3 Ret.

#### 2. Setting

2.1 การ Setting ความเร็วของข้อมูล

Command TOP 6,9,u,3,n,4,1,N

หมายความว่า ต้องการ Setting ที่ความเร็ว Nx64 kb/s ที่ Unit: u ช่องสัญญาณที่ n

2.2 เลือกชนิดของ Connection ในการใช้งาน ได้แก่ Rs-449(V.11),V.35 หรือ X.21

2.2.1 ในกรณีที่ต้องการเลือกเป็น Interface RS-449(V.11)

2.2.1.a แบบ Contra directional จะต้องใช้คำสั่ง TOP 6,9,u,3,n,3,1,1 Ret. ที่ Unit: u ช่องสัญญาณที่ n

2.2.1.b แบบ Co-directional จะต้องใช้คำสั่ง TOP 6,9,u,3,n,3,1,2 Ret. ที่ Unit: u ช่องสัญญาณที่ n

2.2.2 ในกรณีที่ต้องการเลือกเป็น Interface V.35

2.2.2.a แบบ Contra directional จะต้องใช้คำสั่ง TOP 6,9,u,3,n,3,2,1 Ret. ที่ Unit: u ช่องสัญญาณที่ n

2.2.2.b แบบ Co-directional จะต้องใช้คำสั่ง TOP 6,9,u,3,n,3,2,2 Ret. ที่ Unit: u ช่องสัญญาณที่ n

### 2.2.3 ในกรณีที่ต้องการเลือกเป็น Interface X.21

2.2.3.a แบบ Internal Clk from RCLK จะต้องใช้คำสั่ง TOP 6,9,u,3,n,3,3,1 Ret. ที่ Unit: u ช่องสัญญาณที่ n

2.2.3.b แบบ Internal Clk from TCLK จะต้องใช้คำสั่ง TOP 6,9,u,3,n,3,3,2 Ret. ที่ Unit: u ช่องสัญญาณที่ n

2.2.3.c แบบ External Clock จะต้องใช้คำสั่ง TOP 6,9,u,3,n,3,3,3 Ret. ที่ Unit: u ช่องสัญญาณที่ n

### 2.3 การ Setting Timeslot ที่ใช้สำหรับส่งข้อมูล

Command Top 6,9,u,3,n,2,1,m,2,TS หมายความว่า Setting ที่ Unit n ช่องที่ n ใช้ Timeslot จำนวน m ช่องเริ่มต้นที่ Timeslots:TS (เป็นการเลือก Timeslot แบบ Automatic)

หมายเหตุ เราจะต้องทราบความเร็วของข้อมูลที่ต้องการส่ง เพื่อที่จะเราจะได้เลือกจำนวน Timeslot ที่ใช้งาน

### 2.4 การ Setting Signalling ของแต่ละช่องสัญญาณ

Command TOP 6,9,u,3,n,2,1,m,2,TS หมายความว่า เป็นการกำหนด Timeslot สำหรับส่งสัญญาณ Signalling ของแต่ละช่องสัญญาณ โดยเราจะเลือกค่า TS เป็น Timeslot แรกของ Timeslot ทั้งหมดที่ใช้งาน

\* เช่นหากว่าเราใช้งาน Timeslot ที่ 2-3 Signalling ของช่องสัญญาณนี้ก็คือ Timeslot ที่ 2 (TS=2)

### 2.5 การ Setting Channel inused หรือ Not used

หลังจากที่ setting parameters ต่างๆเรียบร้อยแล้ว เราจะเปิดหรือปิดวงจรสื่อสารข้อมูลโดยใช้คำสั่งดังนี้

Command TOP 6,9,u,3,n,1,1 หมายความว่า Inused Channel ที่ n , Unit ที่ u

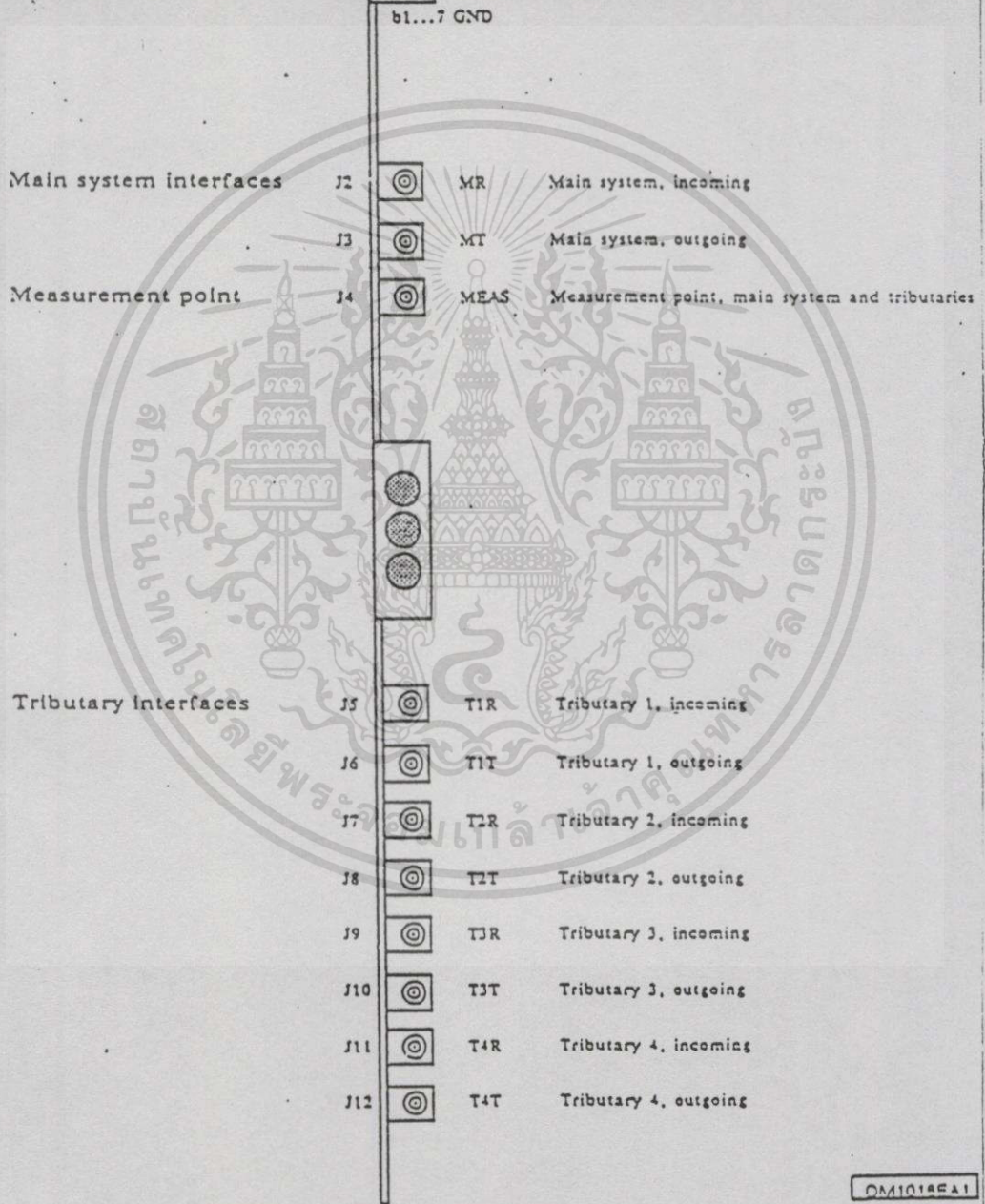
Command TOP 6,9,u,3,n,1,2 หมายความว่า Not Inused Channel ที่ n , Unit ที่ u

\* หมายเหตุ หากต้องการแก้ไขใดๆ ใน Unit นี้ จะต้องทำการ Set เป็น Not Inused ก่อน

DM 8 TC 21301

Service and data Interfaces  
service connector P1

Service interface, incoming A	MIA	a7	c7	MOA	Service interface, outgoing A
Service interface, incoming B	MIB	a6	c6	MOB	Service interface, outgoing B
Data interface, incoming A	DIA	a5	c5	DOA	Data interface, outgoing A
Data interface, incoming B	DIB	a4	c4	DOB	Data interface, outgoing B
		a3	c3		
Programmable alarm output	PA1	a2	c2	PA2	Programmable alarm output
+5 V measurement point	+5V	a1	c1	PLN	Programmable input



DM10145A1

รูปที่ 4.14 DM 8 TC 21301 75 Ohm

เอกสารนี้เป็นเอกสารที่สงวนไว้สำหรับการใช้งานเพื่อการศึกษาเท่านั้น ไม่อนุญาตให้นำไปใช้ประโยชน์ด้านการค้า  
 ไม่ว่ากรณีใดๆทั้งสิ้น อีกทั้งห้ามมิให้ดัดแปลงเนื้อหา และต้องอ้างอิงถึงเจ้าของเอกสารทุกครั้งที่มีการนำไปใช้

DM 34 TC 21320 AND DM 140 TC 21340

Service and data interfaces  
service connector P1

Service interface, incoming A	MIA	a7		c7	MOA	Service interface, outgoing A
Service interface, incoming B	MIB	a6		c5	MOB	Service interface, outgoing B
Data interface, incoming A	DLA	a5		c5	DOA	Data interface, outgoing A
Data interface, incoming B	DIB	a4		c4	DOB	Data interface, outgoing B
Programmable alarm output	PA1	a2		c3	PA2	Programmable alarm output
+5 V measurement point	+5V	a1		c1	PIN	Programmable input

b1...7 GND

Main system interfaces

J2	MR	Main system, incoming
J3	MT	Main system, outgoing

Measurement points

J4	MPM	Measurement point, main system
J5	MPT	Measurement point, tributaries

Tributary Interfaces

J6	T1R	Tributary 1, incoming
J7	T1T	Tributary 1, outgoing
J8	T2R	Tributary 2, incoming
J9	T2T	Tributary 2, outgoing
J10	T3R	Tributary 3, incoming
J11	T3T	Tributary 3, outgoing
J12	T4R	Tributary 4, incoming
J13	T4T	Tributary 4, outgoing

DL

รูปที่ 4.15 DM 34 และ DM 140

เอกสารนี้เป็นเอกสารที่สงวนไว้สำหรับการใช้งานเพื่อการศึกษาเท่านั้น ไม่อนุญาตให้นำไปใช้ประโยชน์ด้านการค้า  
ไม่ว่ากรณีใดๆทั้งสิ้น อีกทั้งห้ามมิให้คัดแปลงเนื้อหา และต้องอ้างอิงถึงเจ้าของเอกสารทุกครั้งที่มีการนำไปใช้

#### 4.7 คำสั่งที่ใช้สำหรับกร set up DM8,34,140

ชุดคำสั่ง	ความหมาย
1.TOP 4,7,2,1      กด RET. /	ตั้งชื่ออุปกรณ์ตามชื่อ site ที่มีอยู่
2.TOP 6,1,1,9600      กด RET. /	ตั้งค่า baudrate=9600 bit/s
3.TOP 6,1,2,1,addr      กด RET. /	ตั้งค่า Address
4.TOP 6,1,3,1      กด RET. /	ตั้งค่า Rack alarm normal
5.TOP 6,1,4,1,I      กด RET. /	ตั้งค่า Rack alarm delay=1 วินาที
6.TOP 6,1,5,1      กด RET. /	เลือก PA1 active เมื่อเกิด alarm A
7.TOP 6,1,6,2      กด RET. /	เลือก PA2 active เมื่อเกิด alarm B
8.TOP 6,1,7,10      กด RET. /	ตั้งค่า Control timeout= 10 นาที
9.TOP 6,1,8,2      กด RET. /	ตั้งค่า Data Hybrid = OFF
10.TOP 6,2,N      กด RET. /	เลือก N เพื่อเปิดหรือปิด Tributary ที่ต้องการ
11.TOP 6,3,1,4 BER เกิน	ตั้งค่า A,S,FEA and AIS to Tributaries เมื่อ
12.TOP 6,3,2,3 (FEA)	ตั้งค่า S alarm เมื่อได้รับ alarm จากฝั่งตรงข้าม
13. TOP 6,4,1      กด RET. /	ตั้งค่า Bit Error Rate threshold ไว้ที่ 1E-3

ถ้าจะปิดเปิดบาง tributaries ให้กดตามหมายเลข N ดังนี้

N=1 เปิด tributaries 1	N=2 ปิด tributaries 1
N=3 เปิด tributaries 1	N=4 ปิด tributaries 2
N=5 เปิด tributaries 1	N=6 ปิด tributaries 3
N=7 เปิด tributaries 1	N=8 ปิด tributaries 4

คำสั่งที่ใช้สำหรับกร Loop card DM8,34,140

คำสั่ง loop ใช้เพื่อทดสอบวงจรและตรวจหาจุดเสีย ซึ่งมีผลต่อสัญญาณ ที่เกี่ยวข้อง ดังนั้นก่อนใช้คำสั่ง loop จะต้องแน่ใจว่าไม่มีผลกระทบใดๆ ต่อวงจรใช้งานอื่นๆ

ชุดคำสั่ง	ความหมาย
1.TOP 5,1      กด RET. /	เพื่อยกเลิกคำสั่ง loop ทั้งหมด
2.TOP 5,2,0,2      กด RET. /	เพื่อ loop Main Signal กลับไปฝั่งปลายทาง

- 3.TOP 5,2,0,3      กด RET. /      เพื่อ loop Main Signal กลับมาฝั่งต้นทาง
- 4.TOP 5,2,T,2      กด RET. /      เพื่อ loop Tributary Signal กลับมาฝั่งต้นทาง
- 5.TOP 5,2,T,3      กด RET. /      เพื่อ loop Tributary Signal กลับมาฝั่งปลายทาง
- เมื่อ T=1 หมายถึง Tributary ที่ 1      T=2 หมายถึง Tributary ที่ 2
- เมื่อ T=3 หมายถึง Tributary ที่ 3      T=4 หมายถึง Tributary ที่ 4



## บทที่ 5

# ผลการวิจัย

### 5.1 Burstiness

Burstiness มีการนิยามที่แตกต่างกันตามแนวคิด จากเอกสารอ้างอิงใน [1] burstiness คือ ค่าความยาวของช่วงเวลาที่เกี่ยวพันกันระหว่างข้อมูลแพ็กเก็ตที่ติดๆกัน (consecutive packet) ในเอกสารอ้างอิง[2,3] burstiness คือความสัมพันธ์ร่วมกันและความเหมาะสมของกราฟฟิกในช่วงเวลาการทำงาน ใน [4] burstiness ความเกี่ยวพันโดยอัตโนมัติระหว่างแพ็กเก็ตที่ติดๆกันที่เข้ามาถึง และใน [5] ผลกระทบที่เกี่ยวข้องที่เกิดจากกราฟฟิกในคิวเสมือนที่บริการซึ่งจะต้องเลือกอัตราการส่ง นิยามโดยส่วนใหญ่จะหมายถึงอัตราส่วนระหว่างค่าสูงสุดของแพ็กเก็ตต่อค่าเฉลี่ยของกราฟฟิกสัมพันธ์ค่าตัวแปรกราฟฟิกและเปอร์เซ็นต์ของการทำงาน

กราฟฟิก burst จะพิจารณาจากแพ็กเก็ตที่มีความเร็วในระบบเครือข่าย burst เป็นช่วงเวลาที่มียังจำนวนแพ็กเก็ตติดๆกันค่าเฉลี่ยของแพ็กเก็ตจริง โดย burst จะเกิดระหว่างสองช่วงเวลาคือช่วงเวลาที่มีการส่งแพ็กเก็ตสูงและช่วงเวลาที่ไม่มีการส่งแพ็กเก็ต

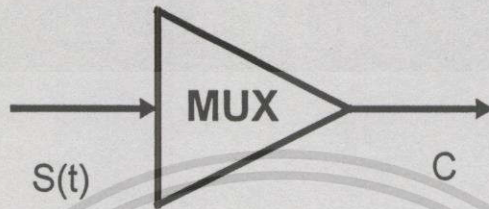
กำหนดนิยามการไหลของกราฟฟิก  $X$  ที่เวลา  $t$  ใดๆ คือ  $X(t)$  จะมีจะมีจำนวนแพ็กเก็ตในช่วงเวลาการส่งสูง (burst) มากกว่าการไหลของกราฟฟิก  $Y$  ที่เวลา  $t$  ใดๆ คือ  $Y(t)$  ซึ่งจะ เป็นภาวะสถานะเตรียมพร้อม (steady-state) คิวความยาวของคิวข้อมูลแพ็กเก็ตในการมาถึงของโปรเซส  $X(t)$  จะมีคิวความยาวของสถานะเตรียมพร้อม (steady-state) ที่ยาวกว่าในการมาถึงของโปรเซส  $Y(t)$  กำหนด  $X(t)$  จะมี burst มากกว่า  $Y(t)$  ถ้า  $F_X(x) \leq F_Y(x)$  สำหรับค่า  $x \geq 0$  โดยที่  $F_X(x)$  และ  $F_Y(x)$  คือคิวของความยาวของแพ็กเก็ตที่มาถึงของโปรเซส  $X(t)$  หรือ  $Y(t)$  ตามลำดับ

นิยามกำหนดเงื่อนไขพื้นฐานความน่าจะเป็นของการสูญเสียแพ็กเก็ตจะมีการใช้บัฟเฟอร์ (buffer) น้อยในการรวมสัญญาณ (multiplexer) ตามลักษณะของแพ็กเก็ตที่เปลี่ยนแปลงทำให้เกิดความล่าช้าของกราฟฟิก ซึ่งจะทำให้ไม่เกิดความล่าช้ามีการใช้บัฟเฟอร์น้อย การนิยามจะใช้ลักษณะการไหลของกราฟฟิกในเครือข่ายซึ่งอัตราการไหลของแพ็กเก็ตส่วนมากมีข้อจำกัดสำหรับกราฟฟิก และสามารถยืนยันได้ว่าคุณลักษณะของการบริการจะมี จำนวนของแพ็กเก็ตการส่งข้อมูลสูงมากกว่ากราฟฟิกจริงๆ งานวิจัยนี้จะนำเสนออัลกอริทึมที่เหมาะสมทำให้ความเร็วในการส่งแพ็กเก็ตของการส่งข้อมูลสูงมากกว่าแหล่งกำเนิดจริง โดยวิธีการทางตัวเลขเพื่อหาค่าความน่าจะเป็นของการสูญเสียแพ็กเก็ตที่มีอัตราการสูญเสียค่าตามขนาดของความจุ (capacity) ของอุปกรณ์ คุณลักษณะของแหล่งกำเนิดของเครือข่ายที่วิเคราะห์เราจะเรียกว่าแหล่งกำเนิดเทียม

เอกสารนี้เป็นเอกสารที่สงวนไว้สำหรับบริการใช้งานเพื่อการศึกษาเท่านั้น ไม่อนุญาตให้นำไปใช้ประโยชน์ด้านการค้าไม่ว่ากรณีใดๆทั้งสิ้น อีกทั้งห้ามมิให้ดัดแปลงเนื้อหา และต้องอ้างอิงถึงเจ้าของเอกสารทุกครั้งที่มีการนำไปใช้

(pseudosource) ใช้แทนแหล่งกำเนิดจริง และพิจารณาเครือข่ายเพื่อให้การใช้ประโยชน์ของอุปกรณ์อย่างเหมาะสม ประหยัดค่าใช้จ่าย และทำให้ระบบการสื่อสารมีความรวดเร็วและคล่องตัวขึ้น

## 5.2 หลักในการศึกษาระบบ



รูปที่ 5.1 แสดงมัลติเพล็กซ์ถึงขนาดความจุ C

รูปที่ 5.1 แสดงมัลติเพล็กซ์ถึงขนาดความจุ C traffic ที่มาถึงมัลติเพล็กซ์แทนโดย S(t) สังเกต S(t) จะแทน traffic ที่สร้างจาก source ค่าของ traffic source ทั้งหมดสมมติว่าใช้ค่าบวก มีขอบเขตแน่นอน มีสถานะที่คงที่ และมีรูปแบบ สมมติว่า source ทั้งหมดที่ถูกสร้างขึ้น มีความไวของการเปลี่ยนแปลงที่ทำให้ traffic เข้า เป็นอิสระและขนาดของบัพเฟอร์ในมัลติเพล็กซ์มีขนาดเล็ก ผลกระทบที่เกิดขึ้นจะไม่มีผล

ให้ S แทนตัวแปรสุ่มที่กระจาย นียามค่าของ S(t) สำหรับค่า t ทั้งหมด มีขนาดของบัพเฟอร์ในมัลติเพล็กซ์น้อยสุด อัตราการสูญเสียดังสมการ

$$\text{Loss}(T) = \frac{1}{T} \int_0^T (s(t) - C)^+ dt$$

โดย  $(X)^+ = \max\{0, x\}$  และค่าทั้งหมดของ source สมมติว่ามีรูปแบบอัตราการสูญเสียเฉลี่ยแทนโดย  $L_s(C)$  สามารถจะคำนวณตามสมการข้างล่างนี้

$$L_s(C) = \lim_{T \rightarrow \infty} \text{Loss}(T) = E(S-C)^+$$

$$T \rightarrow \infty$$

และจะได้ความน่าจะเป็นของการสูญเสียคือ  $\frac{E(S-C)^+}{E(S)}$

### 5.3 นิยาม Burstiness

นิยามตามแนวคิดที่แตกต่างกันของ burstiness จากเอกสารอ้างอิง [1] burstiness คือค่าความยาวของคาบของช่วงเวลาที่เกี่ยวพันกันระหว่างข้อมูลแพ็กเก็ตที่เกิดขึ้นที่ติดๆกัน (consecutive packet) ในเอกสารอ้างอิง [2,3] burstiness คือความสัมพันธ์ร่วมกันตามความเหมาะสมของกราฟฟิกในช่วงเวลาของการทำงาน ใน [4] burstiness คือความเกี่ยวพันกันโดยอัตโนมัติระหว่างแพ็กเก็ตที่ติดๆกันที่เข้ามาถึง และใน [5] ผลกระทบที่เกี่ยวข้องที่เกิดจากกราฟฟิกในคิวเสมือนที่ให้บริการ ซึ่งจะเลือกอัตราการส่ง

โดยปกติสมมติว่า burstiness เป็นลักษณะของค่าที่เปลี่ยนแปลงไปตามระดับของอัตราการส่งแพ็กเก็ตหรือค่าที่เปลี่ยนแปลงไปตามลำดับของระยะทางซึ่งมีความหมายเหมือนกัน โดย burstiness ที่นิยามจะใช้แนวคิดที่กว้างและครอบคลุม นิยามของ burstiness ที่ส่วนใหญ่ใช้จะหมายถึงอัตราส่วนระหว่างค่าแพ็กเก็ตสูงสุด (peak) ต่อค่าเฉลี่ยของกราฟฟิก ค่าของสัมประสิทธิ์ที่เปลี่ยนแปลงไปและเปอร์เซ็นต์ของการอัตราการส่งข้อมูล

จะให้  $A$  แทนค่าของกราฟฟิก และ  $D$  แทนระยะห่างของแพ็กเก็ต นิยามค่าเฉลี่ยของกราฟฟิก ( $\bar{A}$ ) ครอบคลุมช่วงเวลาการใช้ทั้งหมดของกราฟฟิกที่ไหล ค่าเฉลี่ยของอัตราการส่งแพ็กเก็ต ( $\bar{P}$ ) ที่ทำการนอร์มอลไลซ์ (Normalized) ค่าสูงสุดของแพ็กเก็ตที่ได้คือ  $P_{\max} = \frac{1}{T}$  และ  $T$  ช่วงเวลาของแพ็กเก็ต ค่าเฉลี่ยของแพ็กเก็ตจะมีค่าอยู่ระหว่าง 0 และ 1

$$\bar{A} = \frac{\bar{P}_{\text{packet}} / s}{1 / T_{\text{packet}} / s} = \bar{P} T \quad (3)$$

ค่าเฉลี่ยระยะห่างภายในแพ็กเก็ต ( $\bar{D}$ ) เป็นค่าที่ตรงข้ามกับค่าเฉลี่ยของกราฟฟิกในช่วงเวลาที่พิจารณาได้ว่า  $\bar{D} = \frac{1}{A}$

ตามข้อมูลที่แสดงข้างบนจะได้ว่า

(a) อัตราส่วนระหว่างแพ็กเก็ตค่าสูงสุดต่อค่าเฉลี่ยของกราฟฟิกแทนโดย  $\frac{A_{\text{peak}}}{A}$  (4)

(b) ค่าที่เปลี่ยนแปลงของสัมประสิทธิ์กราฟฟิกใช้ค่ากำลังสอง (square) ของอัตราส่วนระหว่างค่าคงที่มาตรฐานของกราฟฟิกต่อค่าเฉลี่ยของกราฟฟิก แทนค่าโดย  $\left(\frac{\sigma_A}{A}\right)^2$  (5)

ค่าที่เปลี่ยนแปลงของสัมประสิทธิ์จะนิยามในเทอมของระยะห่างภายในแพ็กเก็ต  $D$  ในทฤษฎีกระบวนการของ Markov  $\frac{\sigma_D}{D} = 1$  ดังนั้นนิยามก่อนของ burstiness เป็นการแสดงระยะทางระหว่างกราฟฟิกของแพ็กเก็ตที่ใหญ่ซึ่งจะนำมาพิจารณาตามทฤษฎีกระบวนการของ Markov

(c) เปรอร์เซ็นต์ของการส่งแพ็กเก็ตคือเปอร์เซ็นต์รวมของเวลาทั้งหมดซึ่งเป็นแพ็กเก็ตที่มาถึงในแต่ละระดับของอัตราการส่ง ดังนั้นเปอร์เซ็นต์คืออัตราส่วนเวลาทั้งหมดที่ครอบคลุมการส่งแพ็กเก็ตเกิดในช่วงเวลาที่ทราฟฟิกไหล

$$\frac{\sum \text{ช่วงคาบเวลาระหว่างที่ทำการส่งแพ็กเก็ตเกิด}}{\text{ช่วงเวลาที่แพ็กเก็ตเกิดไหล}} \quad (6)$$

#### 5.4 การไหลของแพ็กเก็ตและการไหลของ burst

ระบบเครือข่ายมีลำดับความต่อเนื่องของช่วงเวลา (time slots)  $nT$  เป็นช่วงเวลารวมทั้งหมดของ  $T$  ซึ่งอาจจะเป็นค่าว่างหรือประกอบด้วยแพ็กเก็ตข้อมูล ดังนั้น  $T$  เป็นการตั้งค่าเวลาของการส่งแพ็กเก็ต ลำดับของการส่งที่พิจารณามี 2 ลักษณะคือ ลำดับของการสุ่มแพ็กเก็ต หรือลำดับการสุ่มแบบ bursts



รูปที่ 5.2 a) ทราฟฟิกจากการไหลของแพ็กเก็ต b) ทราฟฟิกการไหลแบบ burst

ลำดับของการสุ่มแพ็กเก็ต รูป 5.2a เป็นลักษณะทางสถิติในการแยกช่วงเวลา time slots ในการมาถึงของแพ็กเก็ต พารามิเตอร์พื้นฐานลำดับของการสุ่มแพ็กเก็ตเป็นค่าเฉลี่ยและค่าคงที่มาตรฐานของทราฟฟิก

ลำดับการสุ่มแบบ bursts อธิบายความหมายของ burst ทราฟฟิกแบบ burst จะพิจารณาจากการส่งแพ็กเก็ตได้สำเร็จและรวดเร็ว ตัวอย่างพิจารณาเทอมที่ความเร็วสัมพันธ์กับค่าเฉลี่ยของอัตราการส่งแพ็กเก็ต burst จะเป็นช่วงเวลาของจำนวน slots ที่นำแพ็กเก็ตซึ่งจะมีค่ามากกว่าเวลาเฉลี่ย อย่างไรก็ตาม burst จะอยู่ระหว่างสองช่วงคือช่วงที่มีอัตราการส่งแพ็กเก็ตสูงและช่วงอัตราการส่งแพ็กเก็ตที่ต่ำกว่าค่าเฉลี่ย

สิ่งที่เกิดได้จากลำดับการสุ่มแบบ burst ความสำเร็จของการส่งแพ็กเก็ตที่ติดๆกันสูง และค่าในช่วงเวลาดังรูป 5.2b ลักษณะพารามิเตอร์พื้นฐานที่สำเร็จสำหรับช่วงเวลาของการส่งแพ็กเก็ตสูง แทนค่า  $L$  คือความยาวของ burst ช่วงเวลาการส่งแพ็กเก็ตต่ำแทนด้วย  $I$  (คาบช่วงเวลานภายใน

ใน burst) ทราฟฟิกของช่วงเวลาที่มีการส่งแพ็กเก็ตเกิดสูงจะแทนด้วย  $A_u$  และ ทราฟฟิกของช่วงเวลาที่มีการส่งแพ็กเก็ตเกิดต่ำจะแทนด้วย  $A_l$  ค่าพารามิเตอร์ทั้งหมดจะสุ่มค่าตัวแปรและค่าตัวแปรเฉลี่ยทั้งหมดแทนด้วย  $\bar{L}, \bar{I}, \bar{A}_u, \bar{A}_l$  ตามลำดับ

ตัวอย่าง ค่าทราฟฟิกเฉลี่ยและช่วงเวลาของ burst  $i$  และ  $i+1$  ( $\bar{A}_i$  และ  $\bar{L}_i$ ) สำหรับการไหลของแพ็กเก็ตดังรูป 2b

$$A_u(i) = \bar{A}_i = \frac{5}{10} = 0.5 \text{ และ } \bar{L}_i = 10 \text{ slots}$$

$$A_l(i) = \bar{A}_i = \frac{2}{24} = 0.083 \text{ และ } \bar{L}_i = 24 \text{ slots}$$

และจากตัวอย่างจะได้ว่า

(1) สำหรับช่วงเวลาที่มีการส่งแพ็กเก็ตเกิดต่ำจะไม่ให้ความสำคัญ  $\bar{A}_l \geq 0 \forall i$

(2) ทราฟฟิกการไหลของแพ็กเก็ตทั้งหมด ค่าเฉลี่ยของตัวแปรสุ่ม  $\bar{A}_u$  และ  $\bar{A}_l$  จะนิยามโดย

$$\bar{A}_u = \frac{1}{n} \sum_{i=1}^n \bar{A}_{u,i} \text{ และ } \bar{A}_l = \frac{1}{n} \sum_{i=1}^n \bar{A}_{l,i} \quad (7)$$

ซึ่งรายละเอียดเกี่ยวกับ burst หาค่าอ่านเพิ่มเติมได้ในเอกสารอ้างอิง [6]

บัฟเฟอร์คือการเก็บข้อมูลแพ็กเก็ตเกิดในคิวของอุปกรณ์ที่ไหลจากอัตราการส่งที่แตกต่างกันในแต่ละช่วงเวลาในการส่งผ่านอุปกรณ์สื่อสารจากอุปกรณ์ส่งต้นทางไปยังอุปกรณ์รับปลายทางในการวิจัยนี้จะหมายถึงบัฟเฟอร์ของอุปกรณ์มัลติเพล็กซ์

บัฟเฟอร์รับข้อมูลของเครือข่ายประกอบด้วยการไหลของข้อมูลอินพุต และการไหลออกของข้อมูลเอาต์พุต การไหลของอินพุตที่มาถึงของข้อมูลบนเครือข่ายด้วยอัตราการส่งข้อมูลไม่จำกัดและเอาต์พุตที่ไหลออกจากเครือข่ายมีอัตราการส่งจำกัดคือ  $C$  บัฟเฟอร์ที่รับข้อมูลออกเอาต์พุตจากอินพุตที่มาถึงบนเครือข่ายแบบตามลำดับเข้าก่อนบริการก่อน (FCFS) ให้  $R_{in}$  แทนอัตราการไหลของอินพุต

$$R_{in}(t) = C \sum_{k=1}^{\infty} I_{\{S_k \leq t \leq S_k + \frac{L_k}{C}\}} \quad (8)$$

โดย  $L_k$  คือความยาวของแพ็กเก็ตเกิด  $k$  ที่เริ่มต้นส่งผ่านบนเครือข่ายที่เวลา  $S_k$  และ  $I_A$  แทนค่าความจริงตามหน้าที่การทำงานของ  $A$  และ  $R_{out}$  แทนอัตราการไหลของเอาต์พุตจากบัฟเฟอร์รับข้อมูล

$$R_{out}(t) = \sum_{k=1}^{\infty} L_k \delta(t - t_k) \quad (9)$$

โดย  $\delta$  คือฟังก์ชัน Dirac delta และ  $t_k = S_k + \frac{L_k}{C}$  เวลาที่ใช้ทั้งหมดของแพ็กเก็ตเกิด  $k$

## 5.5 ปริมาณของกราฟฟิกจากแหล่งกำเนิด

เครือข่ายในโลกจริงที่เตรียมไว้แล้ว จะมีข้อจำกัดอัตราการส่งข้อมูลแพ็คเกจของผู้ใช้จำนวนมากที่จะอธิบายลักษณะของกราฟฟิกของแหล่งกำเนิด เราจะเสนออัลกอริทึมที่เหมาะสม คุณสมบัติที่เหมาะสมจะทำให้เกิดอัตราการสูญเสียที่น้อยที่สุด สำหรับการจัดสรรความกว้างของสัญญาณที่เป็นไปได้ทั้งหมดภายใต้เงื่อนไขตามคุณลักษณะของ burst ในการส่งข้อมูลที่มากกว่าแหล่งกำเนิดจริงๆ

สมมติว่า  $N+1$  ของอัตราการส่งข้อมูลแพ็คเกจแทนโดย  $M_0, M_1, M_2, \dots$  และ  $M_N$  โดย  $M_i < M_j$  ถ้า  $i < j$  และ  $M_0 = 0$  และแหล่งกำเนิดจะมีสถานะ  $N+1$  สถานะ คุณสมบัติที่จะกำหนดความน่าจะเป็นของเวกเตอร์  $p = [p_0, p_1, p_2, p_3, \dots, p_N]$  ตามแหล่งกำเนิด ดังนั้นเพื่อความสะดวกจะเรียกว่าความน่าจะเป็นของเวกเตอร์พี (probability vector  $p$ ) โดยค่าผลรวมของ  $p$  ทั้งหมดจะเท่ากับ 0 จะสังเกตได้ว่าปริมาณจะไม่ครอบคลุมตามลักษณะของกราฟฟิกจริง ปริมาณของแหล่งกำเนิดคือแหล่งกำเนิดเทียม (pseudosource) จะนำมาพิจารณาโดยเครือข่ายเดียวสำหรับการจัดสรรทรัพยากร

ให้  $Y$  แทนกราฟฟิกที่สร้างโดยแหล่งกำเนิด สมมติว่า  $Y$  เป็นค่าบวกและ  $\text{Prob}(Y > M_N) = 0$  และ  $\{p, M, Z(p), N+1\}$  แทนคุณลักษณะของแหล่งกำเนิดเทียม โดย  $p$  แทนปริมาณ และ  $Z(p)$  แทนกราฟฟิกที่สร้างจากแหล่งกำเนิดเทียม โดยแหล่งกำเนิดเทียม จะใช้ลักษณะการจัดสรรทรัพยากรและจะมี burst ของการส่งข้อมูลที่มากกว่าแหล่งกำเนิดจริง ดังนั้นจะนิยามคุณลักษณะของ  $p$  ตามกฎที่เหมาะสมคือ

$$Z(p) \geq_B Y$$

ทฤษฎีที่ 1 ให้คุณสมบัติที่เหมาะสมของขอบเขตแหล่งกำเนิดกราฟฟิกมี  $N+1$  สถานะของแหล่งกำเนิด ข้อสังเกตค่าเฉลี่ยของแหล่งกำเนิดจริงๆ จะเท่ากับค่าเฉลี่ยคุณสมบัติที่เหมาะสม

ทฤษฎีที่ 2 ถ้าการเข้าถึงคุณสมบัติที่เหมาะสมตามกฎแทนด้วย  $p^\wedge$  ซึ่งจะเหมาะสมสำหรับ  $Z(p) \geq_B Z(p^\wedge)$  และถูกต้องตามกฎตามคุณสมบัติของ  $p$  แล้ว  $p^\wedge = \bar{p}$

ทฤษฎีที่ 3 พิจารณาแหล่งกำเนิดที่สถานะแบบเจ โดยกำหนดสมาชิกเซตคือ  $\{q, m, Y, J\}$  และให้  $\bar{m}_j$  เป็นระดับค่าที่ใหญ่ที่สุด แต่จะเล็กกว่าหรือเท่ากับ  $m_j$  และให้  $\bar{m}_j$  เป็นระดับค่าที่มากที่สุด แต่จะใหญ่กว่าหรือเท่ากับ  $m_j$  ให้เซตของ  $Q = \{\bar{m}_0, \bar{m}_1, \bar{m}_2, \dots, \bar{m}_{j-1}, \bar{m}_{j-1}\}$  คุณสมบัติที่เหมาะสมค่า  $\bar{p}$  ของแหล่งกำเนิดที่สถานะแบบเจ จะใช้โดย

$$\bar{p}_n = \frac{1}{[M_n - M_{n-1}]} \left[ \sum_{k=0}^{j-1} q_k (m_k - M_{n-1})^+ - \sum_{k=n+1}^N \bar{p}_k (M_k - M_{n-1}) \right], \text{ ถ้า } n \in \{j > 0; M_j \in Q\}$$

$$\bar{p}_n = 0, \text{ ถ้า } n \in \{j > 0; M_j \notin Q\}$$

$$\bar{p}_n = 1 - \sum_{n=1}^N \bar{p}_n$$

ทฤษฎีที่ 4 สำหรับสถานะแบบเจ (J-state) สมาชิกของเซตคือ  $\{q, m, Y, J\}$  ถ้าตามระดับคุณสมบัติที่ถูกกฏตาม  $M_0, \bar{m}_1, \bar{m}_2, \dots$ , และ  $\bar{m}_{J-1}$  แล้ว คุณสมบัติที่เหมาะสมของ  $\bar{p}$  จะคำนวณโดย

$$\sum_{k=0}^{J-1} \bar{P}_{k+1} [\bar{m}_k - \bar{m}_i]^+ = \sum_{k=0}^{J-1} q_k [\bar{m}_k - \bar{m}_i]^+, \quad 0 \leq i \leq J-2$$

$$\sum_{k=0}^{J-1} \bar{P}_{k+1} [\bar{m}_k - M_0]^+ = \sum_{k=0}^{J-1} q_k [\bar{m}_k - M_0]^+$$

$$\bar{P}_0 = \sum_{i=1}^{J-1} \bar{P}_i$$

ถ้า  $\bar{m}_i \neq \bar{m}_j$  สำหรับ  $i \neq j$  แล้ว ผลลัพธ์คือ

$$\bar{P}_J = \left[ \frac{\bar{m}_{J-1} - \bar{m}_{J-2}}{\bar{m}_{J-1} - \bar{m}_{J-2}} \right] X_{q, J-1}$$

$$\bar{P}_i = \frac{1}{\bar{m}_{i-1} - \bar{m}_{i-2}} \left[ \sum_{k=i-1}^{J-1} q_k (\bar{m}_k - \bar{m}_{i-2}) - \sum_{k=1}^{J-1} \bar{P}_{k+1} (\bar{m}_k - \bar{m}_{i-2}) \right], \quad \text{สำหรับ } i=2, \dots, J-1$$

$$\bar{P}_1 = \frac{1}{\bar{m}_0} \left[ \sum_{k=0}^{J-1} q_k \bar{m}_k - \sum_{k=1}^N \bar{P}_{k+1} \bar{m}_k \right]$$

$$\bar{P}_0 = 1 - \sum_{k=1}^J \bar{P}_k$$

ทฤษฎีที่ 5 หลักคือ  $E\left(\sum_{i=1}^K Z_i(p_i) - c\right)^+ \geq E\left(\sum_{i=1}^K X_i - c\right)^+$  สำหรับทุกค่าของ  $c$

ทฤษฎีที่ 6 หลักคือ  $E\left(\sum_{i=1}^K Z_i(p_i^*) - c\right)^+ \leq E\left(\sum_{i=1}^K Z_i(p_i) - c\right)^+$  สำหรับทุกค่าของ  $c$

$$\text{และ } E\left(\sum_{i=1}^K Z_i(p_i^*)\right) = E\left(\sum_{i=1}^K X_i\right)$$

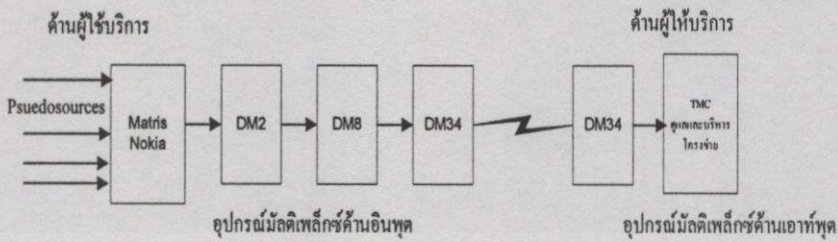
ซึ่งทฤษฎีทั้งหมดจะมีการพิสูจน์ไว้ในเอกสารอ้างอิง [7]

## 5.6 วิธีการทางตัวเลข

ทดสอบโดยใช้อุปกรณ์การส่งผ่านข้อมูลของโนเกีย (Transmission Nokia) ความจุของการเชื่อมโยง 2 Mb/s ของบริษัทยูไนเต็อดอินฟอร์เมชันไฮเวย์ ซึ่งจะใช้อุปกรณ์รวมสัญญาณ (multiplexer) แบบ SDH (Synchronous Digital Hierarchy) ที่เชื่อมต่อของอุปกรณ์การส่งผ่านข้อมูลระหว่างอุปกรณ์รวมสัญญาณด้านอินพุตและอุปกรณ์รวมสัญญาณด้านเอาต์พุต โดยจะแปลงสัญญาณจากอุปกรณ์ DM 34 โมเดล TC21320 ความต้านทาน 75 โอห์ม DM 8 โมเดล TC21301 ความต้านทาน 75 โอห์ม และ DM 2 โมเดล TC21300 ความต้านทาน 75 โอห์มตามลำดับ เพื่อต่อ

เอกสารนี้เป็นเอกสารที่สงวนไว้สำหรับการใช้งานเพื่อการศึกษาเท่านั้น ไม่อนุญาตให้นำไปใช้ประโยชน์ด้านการค้า ไม่ว่ากรณีใดๆทั้งสิ้น อีกทั้งห้ามมิให้ตัดแปลงเนื้อหา และต้องอ้างอิงถึงเจ้าของเอกสารทุกครั้งที่มีการนำไปใช้

เข้าอุปกรณ์ Matris ของ Nokia ที่ต่อกับแหล่งผู้ให้บริการเป็นด้านอินพุต ซึ่งจะวัดสุมตามจำนวนของแหล่งกำเนิดเทียมที่ทดสอบ ส่งผ่านเข้ามาที่อุปกรณ์ด้านเอาต์พุตแสดงดังรูปที่ 5.3

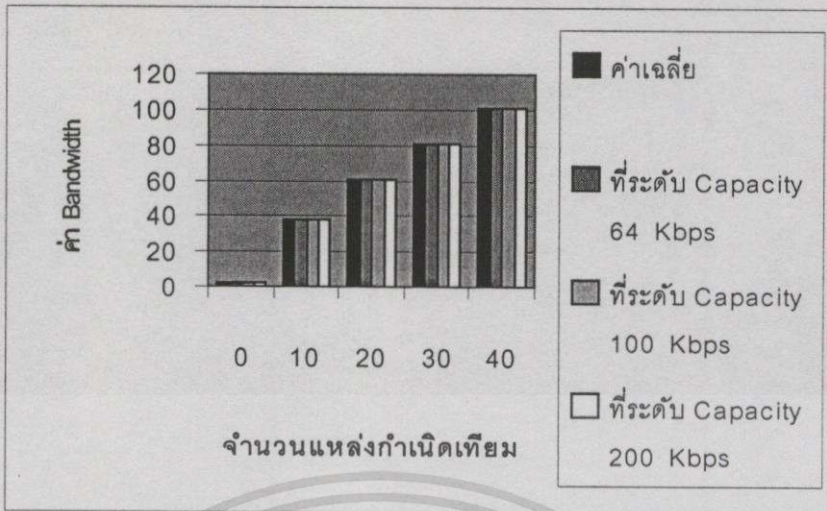


รูปที่ 5.3 แสดงอุปกรณ์มัลติเพิล็กซ์ที่ใช้ทดสอบ

จะคำนวณระดับของหน่วยของอัตราการส่ง (unit rate) แทนโดย  $u$  ถ้า  $u=100$  kb/s และ  $M_i = i \times 100$  และ  $0 \leq i \leq 2000$  โดยความกว้างของสัญญาณที่จอง ( $M_i$ ) จะเป็นผลคูณของ  $u$  พิจารณาจากกราฟฟิคจากแหล่งกำเนิดเทียมแทนโดยเซต  $\{q, m, Y, 3\}$   $m = [64 \ 100 \ 200]$  Kbps ค่าบัพเฟอร์เฉลี่ย ( $\bar{q}$ ) = [0.22 0.24 0.25] ที่ระดับอัตราการส่ง 100 Kbps ค่าบัพเฟอร์เฉลี่ย ( $\bar{q}$ ) = [0.28 0.26 0.29] ที่ระดับอัตราการส่ง 200 Kbps ค่าบัพเฟอร์เฉลี่ย ( $\bar{q}$ ) = [0.18 0.18 0.19] ที่ระดับอัตราการส่ง 1 Mbps ค่าบัพเฟอร์เฉลี่ย ( $\bar{q}$ ) = [0.28 0.28 0.28] ที่ระดับอัตราการส่ง 2 Mbps ตามลำดับ ค่าความกว้างของสัญญาณและค่าบัพเฟอร์ของระบบมัลติเพิล็กซ์จะนำมาพิจารณาหาความน่าจะเป็นของแพ็กเก็ตที่สูญเสียตาม QoS ค่าความคลาดเคลื่อนที่ใช้ส่วนมากจะอยู่ที่  $10^{-9}$  ลักษณะของคุณสมบัติที่เหมาะสมตามสภาวะในทฤษฎีที่ 4

ตารางที่ 5.1 แสดงการใช้แถบความถี่ของสัญญาณ โดยจำนวนกราฟฟิคจากแหล่งกำเนิดเทียมที่ระดับหน่วยของอัตราการส่ง 100 Kbps

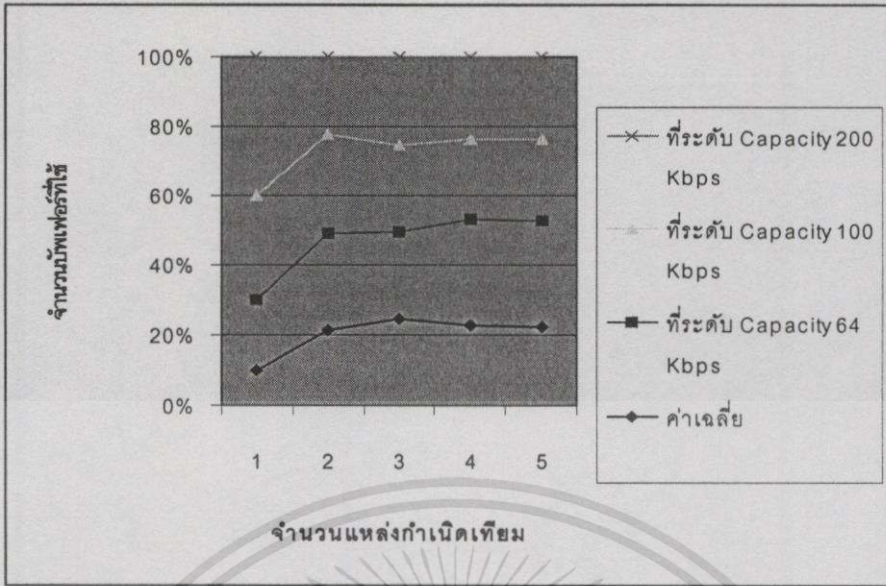
จำนวนของแหล่งกำเนิดเทียม	ค่าเฉลี่ย BW	64 Kbps BW	100 Kbps BW	200 Kbps BW
0	2.25	2.25	2.25	2.25
10	37.75	37.92	37.91	38.17
20	60.47	60.77	60.56	60.67
30	80.84	81.23	81.01	81.11
40	100.39	100.88	100.60	100.68



รูปที่ 5.4 กราฟแสดงความสัมพันธ์ระหว่างจำนวนของแหล่งกำเนิดเทียมและแถบความถี่ของสัญญาณ (bandwidth) ที่วัดของอุปกรณ์ที่ระดับ Capacity 64 100 และ 200 Kbps ที่ระดับหน่วยของอัตราการส่ง 100 Kbp/s

ตารางที่ 5.2 แสดงจำนวนบัพเฟออร์ของอุปกรณ์รวมสัญญาณที่ระดับหน่วยของอัตราส่ง 100 Kbps

จำนวนของแหล่งกำเนิดเทียม	ค่าเฉลี่ย $\bar{q}$	64 Kbps	100 Kbps	200 Kbps
10	0.227	0.227	0.228	0.227
20	0.297	0.229	0.30	0.31
30	0.31	0.230	0.231	0.240
40	0.236	0.233	0.236	0.239



รูปที่ 5.5 กราฟแสดงความสัมพันธ์ระหว่างจำนวนบัพเฟอร์ของอุปกรณ์ในระดับ Capacity 64 100 และ 200 Kbps ที่ระดับหน่วยของอัตราการส่ง 100 Kbp/s

จากทฤษฎีที่ 4 สำหรับสถานะแบบเจ สมาชิกของเซตคือ  $\{q, m, Y, J\}$  ถ้าคุณสมบัติตรงตามกฎของ  $M_0, m_0, m_1, \dots,$  และ  $m_{j-1}$  แล้ว คุณสมบัติที่เหมาะสมของ  $p$  จากทฤษฎีค่า  $M_0, m_0, m_1, \dots,$  และ  $m_{2000}$  และ  $m_k = [64 \ 100 \ 200], m_i = i \times 100; 0 \leq i \leq 2000$  และ  $q_k = [0.22 \ 0.24 \ 0.25]$  ที่ระดับหน่วยอัตราการส่ง 100 Kbps

$$P_0 = 1 - \sum_{k=1}^{1999} P_k$$

$$P_1 = \frac{1}{m_0} \left[ \sum_{k=0}^{1999} q_k m_k - \sum_{k=1}^{2000} P_{k+1} m_k \right]$$

$$P_i = \frac{1}{m_{i-1} - m_{i-2}} \left[ \sum_{k=2}^{2000} q_k (m_k - m_{i-2}) - \sum_{k=1}^{1999} P_{k+1} (m_k - m_{i-2}) \right], \text{ สำหรับ } i=2, \dots, 2000$$

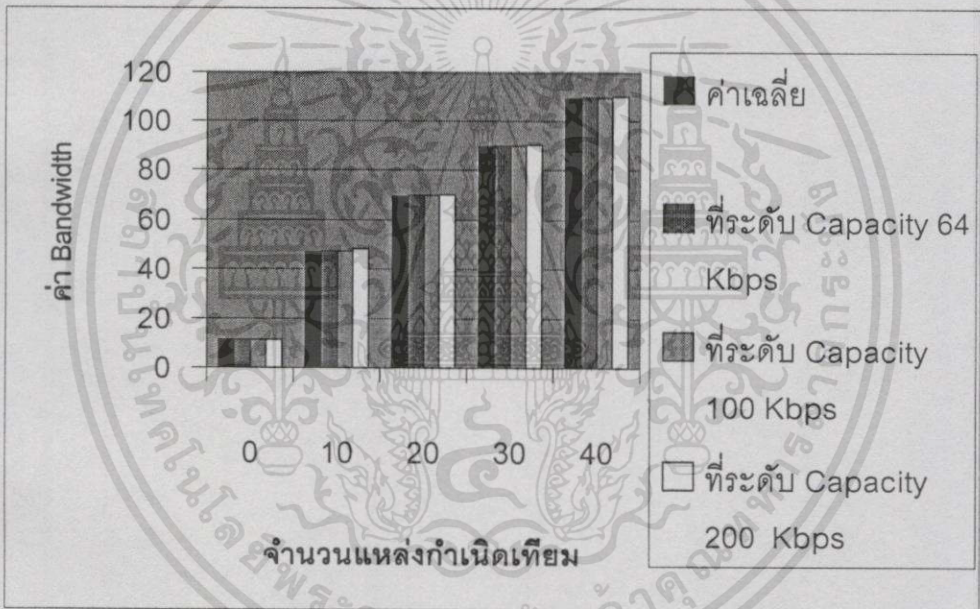
ดังนั้น  $P = P_0 + P_1 + P_i$

จากการคำนวณจะได้ค่าความน่าจะเป็นเฉลี่ยของการสูญเสียข้อมูลแพ็กเก็ตเท่ากับ 0.424 ที่ระดับหน่วยอัตราการส่ง 100 Kbps

เอกสารนี้เป็นเอกสารที่สงวนไว้สำหรับการใช้งานเพื่อการศึกษาเท่านั้น ไม่อนุญาตให้นำไปใช้ประโยชน์ด้านการค้าไม่ว่ากรณีใดๆทั้งสิ้น อีกทั้งห้ามมิให้ดัดแปลงเนื้อหา และต้องอ้างอิงถึงเจ้าของเอกสารทุกครั้งที่มีการนำไปใช้

ตารางที่ 5.3 แสดงการใช้ความแถบความถี่ของสัญญาณ โดยจำนวนทราฟฟิกจากแหล่งกำเนิดเทียบ  
ที่ระดับหน่วยของอัตราส่ง 200 Kbps

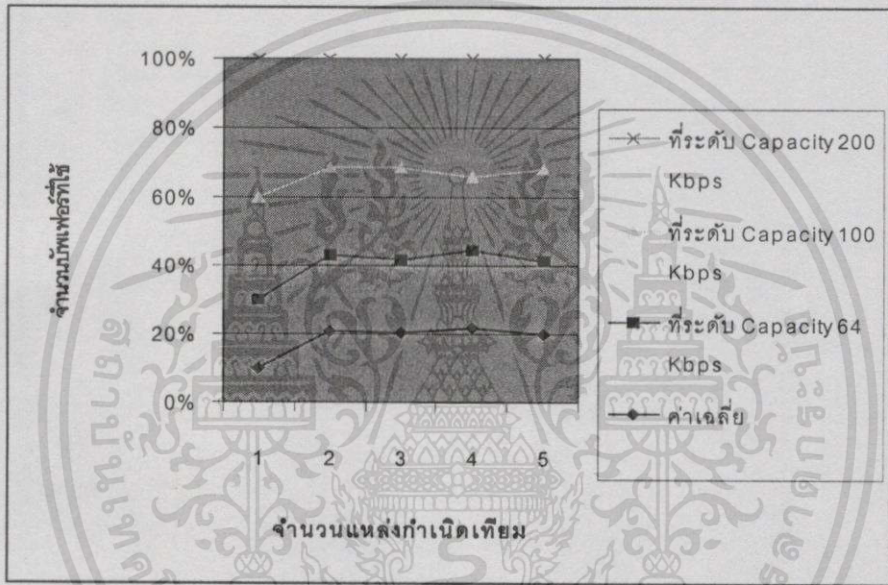
จำนวนของ แหล่ง กำเนิดเทียบ	ค่าเฉลี่ย BW	64 Kbps BW	100 Kbps BW	200 Kbps BW
0	11.24	11.24	11.24	11.24
10	46.88	47.08	47.25	48.10
20	69.36	69.66	69.64	70.21
30	89.78	90.17	90.08	90.56
40	109.33	109.82	109.66	110.08



รูปที่ 5.6 กราฟแสดงความสัมพันธ์ระหว่างจำนวนของแหล่งกำเนิดเทียบและแถบความถี่ของ  
สัญญาณ(bandwidth) ที่วัดของอุปกรณ์ที่ระดับ Capacity 64 100 และ 200 Kbps  
ที่ระดับหน่วยของอัตราการส่ง 200 Kbp/s

ตารางที่ 5.4 แสดงจำนวนบัพเฟอร์ของอุปกรณ์รวมสัญญาณที่ระดับหน่วยของอัตราส่ง 200 Kbps

จำนวนของ แหล่ง กำเนิดเทียบ	ค่าเฉลี่ย $\bar{q}$	64 Kbps	100 Kbps	200 Kbps
10	0.23	0.237	0.236	0.238
20	0.24	0.241	0.243	0.250
30	0.28	0.31	0.229	0.32
40	0.34	0.36	0.363	0.375



รูปที่ 5.7 กราฟแสดงความสัมพันธ์ระหว่างจำนวนบัพเฟอร์ของอุปกรณ์ในระดับ Capacity 64 100 และ 200 Kbps ที่ระดับหน่วยของอัตราการส่ง 200 Kbp/s

จากทฤษฎีที่ 4 สำหรับสถานะแบบเจ สมัชชิกของเซตคือ  $\{q, m, Y, J\}$  ถ้าคุณสมบัติตรงตามกฎของ  $M_0, \bar{m}, \bar{m}_1, \dots,$  และ  $\bar{m}_{j-1}$  แล้ว คุณสมบัติที่เหมาะสมของ  $\bar{p}$

จากทฤษฎีค่า  $M_0, \bar{m}, \bar{m}_1, \dots,$  และ  $\bar{m}_{2000}$  และ  $\bar{m}_k = [64 \ 100 \ 200], \bar{m}_i = i \times 100; 0 \leq i \leq 2000$  และ  $q_k = [0.28 \ 0.26 \ 0.29]$  ที่ระดับหน่วยอัตราการส่ง 200 Kbps

$$\text{จะได้ค่า } \bar{p}_0 = 1 - \sum_{k=1}^{1999} \bar{p}_k$$

$$\bar{p}_1 = \frac{1}{m_0} \left[ \sum_{k=0}^{1999} q_k m_k - \sum_{k=1}^{2000} \bar{p}_{k+1} \bar{m}_k \right]$$

$$\bar{p}_i = \frac{1}{m_{i-1} - m_{i-2}} \left[ \sum_{k=2}^{2000} q_k (m_k - m_{i-2}) - \sum_{k=1}^{1999} \bar{p}_{k+1} (\bar{m}_k - m_{i-2}) \right], \text{ สำหรับ } i=2, \dots, 2000$$

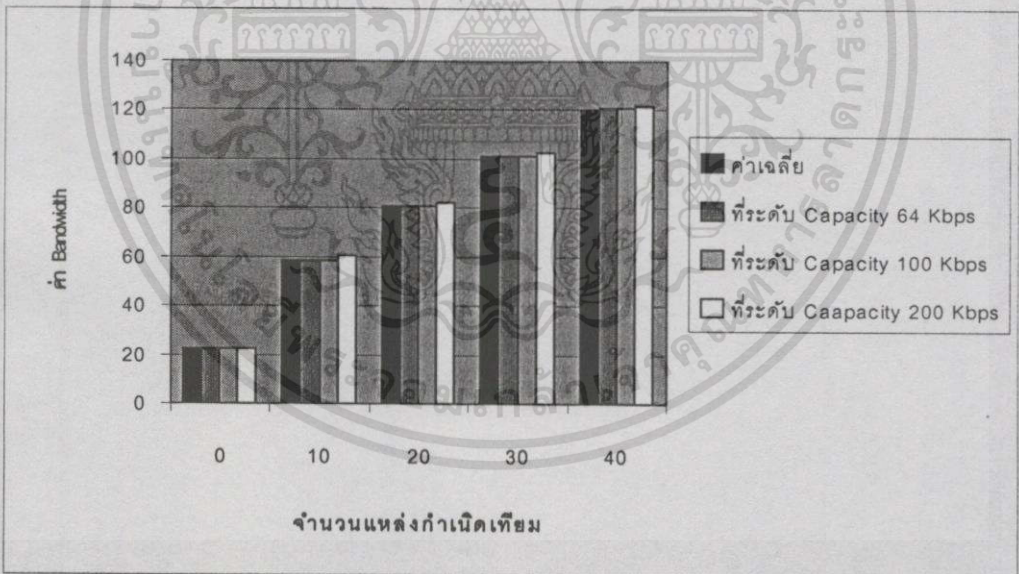
เอกสารนี้เป็นเอกสารที่สงวนไว้สำหรับการใช้งานเพื่อการศึกษาเท่านั้น ไม่อนุญาตให้นำไปใช้ประโยชน์ด้านการค้า ไม่ว่ากรณีใดๆทั้งสิ้น อีกทั้งห้ามมิให้ตัดแปลงเนื้อหา และต้องอ้างอิงถึงเจ้าของเอกสารทุกครั้งที่มีการนำไปใช้

$$\text{ดังนั้น } \bar{P} = \bar{P}_0 + \bar{P}_1 + \bar{P}_i$$

จากการคำนวณจะได้ค่าความน่าจะเป็นเฉลี่ยของการสูญเสียข้อมูลแพ็กเก็ตเท่ากับ 0.495 ที่ระดับหน่วยอัตราการส่ง 200 Kbps

ตารางที่ 5.5 แสดงการใช้แถบความถี่ของสัญญาณ โดยจำนวนทรานซ์มิทเตอร์จากแหล่งกำเนิดที่ระดับหน่วยของอัตราส่ง 1 Mbps

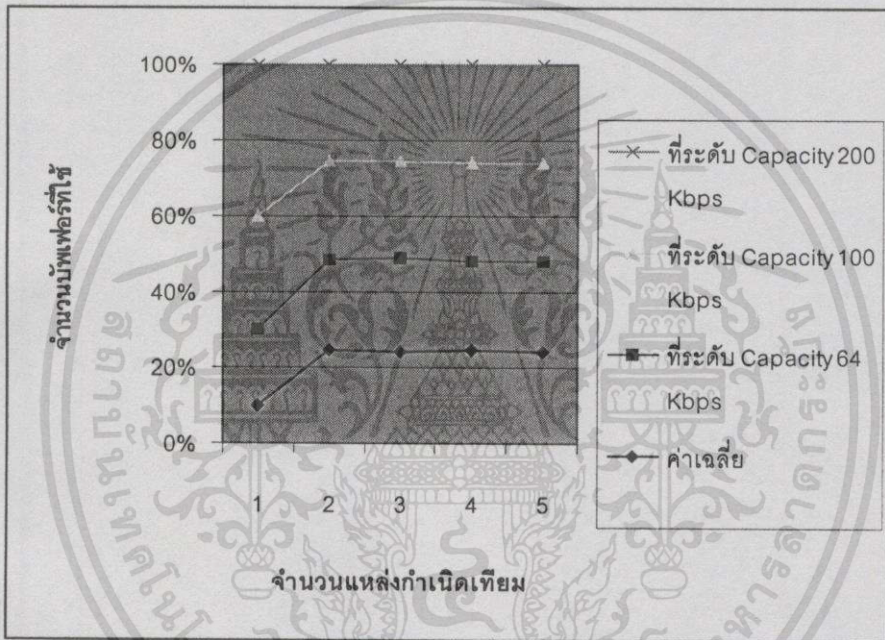
จำนวนของแหล่งกำเนิดเทียม	ค่าเฉลี่ย BW	64 Kbps BW	100Kbps BW	200 Kbps BW
0	22.48	22.48	22.48	22.48
10	58.27	58.46	58.58	60.38
20	80.58	80.87	81.06	82.17
30	100.99	101.39	101.47	102.40
40	120.55	121.04	121.02	121.84



รูปที่ 5.8 กราฟแสดงความสัมพันธ์ระหว่างจำนวนของแหล่งกำเนิดเทียมและแถบความถี่ของสัญญาณ (bandwidth) ที่วัดของอุปกรณ์ที่ระดับ Capacity 64 100 และ 200 Kbps ที่ระดับหน่วยของอัตราการส่ง 1 Mbps

ตารางที่ 5.6 แสดงจำนวนบัพเฟอร์ของอุปกรณ์รวมสัญญาณที่ระดับหน่วยของอัตราส่ง 1 Mbps

จำนวนของ แหล่ง กำเนิดเทียบ	ค่าเฉลี่ย $\bar{q}$	64 Kbps	100 Kbps	200 Kbps
10	0.18	0.182	0.185	0.184
20	0.18	0.185	0.178	0.186
30	0.19	0.190	0.193	0.196
40	0.19	0.192	0.196	0.199



รูปที่ 5.9 กราฟแสดงความสัมพันธ์ระหว่างจำนวนบัพเฟอร์ของอุปกรณ์ในระดับ Capacity 64 100 และ 200 Kbps ที่ระดับหน่วยของอัตราการส่ง 1 Mbps

จากทฤษฎีที่ 4 สำหรับสภาวะแบบเจ สมาริกของเซตคือ  $\{q, m, Y, J\}$  ถ้าคุณสมบัติตรงตามกฎของ  $M_0, \bar{m}_1, \bar{m}_2, \dots$ , และ  $\bar{m}_{j-1}$  แล้ว คุณสมบัติที่เหมาะสมของ  $\bar{p}$

จากทฤษฎีค่า  $M_0, \bar{m}_1, \bar{m}_2, \dots$ , และ  $\bar{m}_{2000}$  และ  $\bar{m}_k = [64 \ 100 \ 200]$ ,  $\bar{m}_i = i \times 100000$ ,  $0 \leq i \leq 2000$  และ  $q_k = [0.18 \ 0.18 \ 0.19]$  ที่ระดับหน่วยอัตราการส่ง 1 Mbps

$$\text{จะได้ค่า } \bar{p}_0 = 1 - \sum_{k=1}^{1999} \bar{p}_k$$

$$\bar{p}_1 = \frac{1}{m_0} \left[ \sum_{k=0}^{1999} q_k m_k - \sum_{k=1}^{2000} \bar{p}_{k+1} \bar{m}_k \right]$$

เอกสารนี้เป็นเอกสารที่สงวนไว้สำหรับการใช้งานเพื่อการศึกษาเท่านั้น ไม่อนุญาตให้นำไปใช้ประโยชน์ด้านการค้าไม่ว่ากรณีใดๆทั้งสิ้น อีกทั้งห้ามมิให้ตัดแปลงเนื้อหา และต้องอ้างอิงถึงเจ้าของเอกสารทุกครั้งที่มีการนำไปใช้

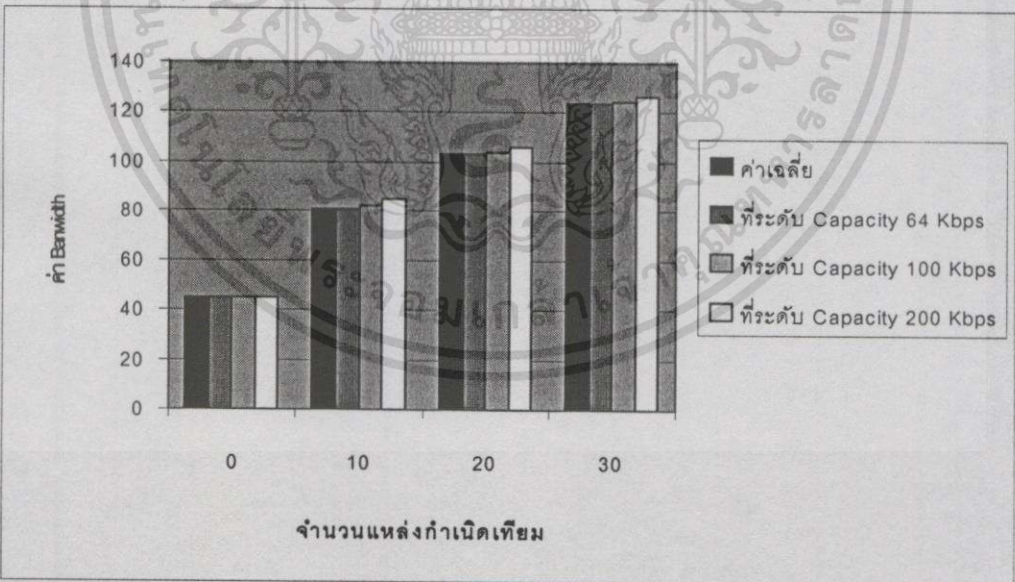
$$\bar{P}_i = \frac{1}{m_{i-1} - m_{i-2}} \left[ \sum_{k=2}^{2000} q_k (m_k - m_{i-1}) - \sum_{k=1}^{1999} \bar{P}_{k+1} (m_k - m_{i-2}) \right], \text{ สำหรับ } i=2, \dots, 2000$$

$$\text{ดังนั้น } \bar{P} = \bar{P}_0 + \bar{P}_1 + \bar{P}_i$$

จากการคำนวณจะได้ค่าความน่าจะเป็นเฉลี่ยของการสูญเสียข้อมูลแพ็กเก็ตเท่ากับ 0.324 ที่ระดับหน่วยอัตราส่ง 1 Mbps

ตารางที่ 5.7 แสดงการใช้แถบความถี่ของสัญญาณ โดยจำนวนทรานซ์มิทเตอร์จากแหล่งกำเนิดที่ระดับหน่วยของอัตราส่ง 2 Mbps

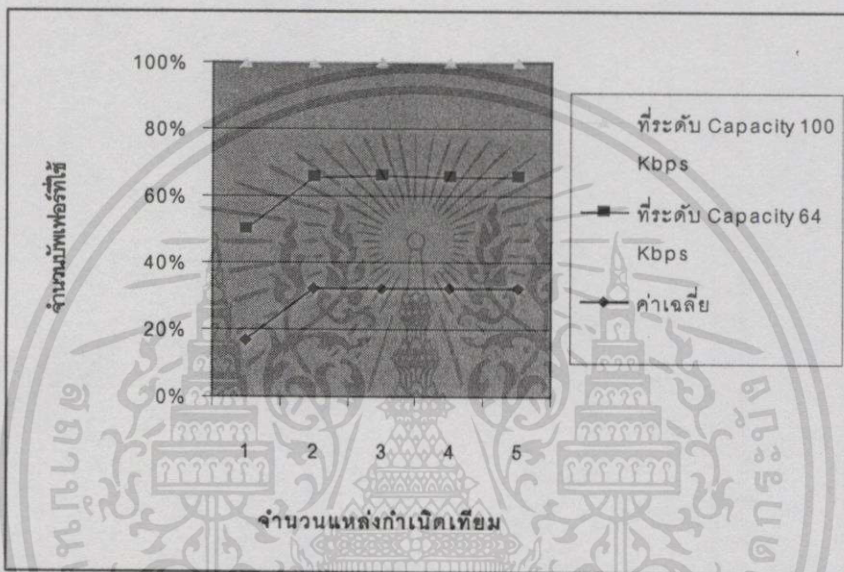
จำนวนของแหล่งกำเนิดเทียม	ค่าเฉลี่ย BW	64 Kbps BW	100Kbps BW	200 Kbps BW
0	44.97	44.97	44.97	44.97
10	81.01	81.21	82.09	84.88
20	103.14	103.43	103.99	106.11
30	123.50	123.90	124.29	126.09



รูปที่ 5.10 กราฟแสดงความสัมพันธ์ระหว่างจำนวนของแหล่งกำเนิดเทียมและแถบความถี่ของสัญญาณ (bandwidth) ที่วัดของอุปกรณ์ที่ระดับ Capacity 64 100 และ 200 Kbps ที่ระดับหน่วยของอัตราส่ง 2 Mbps

ตารางที่ 5.8 แสดงจำนวนบัพเฟอร์ของอุปกรณ์รวมสัญญาณที่ระดับหน่วยของอัตราส่ง 2 Mbps

จำนวนของ แหล่ง กำเนิดเทียบ	ค่าเฉลี่ย $\bar{q}$	64 Kbps	100 Kbps	200 Kbps
10	0.27	0.270	0.272	0.28
20	0.28	0.285	0.282	0.287
30	0.29	0.286	0.290	0.30



รูปที่ 5.11 กราฟแสดงความสัมพันธ์ระหว่างจำนวนบัพเฟอร์ของอุปกรณ์ในระดับ Capacity 64 100 และ 200 Kbps ที่ระดับหน่วยของอัตราการส่ง 2 Mbps

จากทฤษฎีที่ 4 สำหรับสถานะแบบเจ สมมาตรของเซตคือ  $\{q, m, Y, J\}$  ถ้าคุณสมบัติตรงตามกฎของ  $M_0, \bar{m}_1, \bar{m}_2, \dots$ , และ  $\bar{m}_{j-1}$  แล้ว คุณสมบัติที่เหมาะสมของ  $\bar{p}$

จากทฤษฎีค่า  $M_0, \bar{m}_1, \bar{m}_2, \dots$ , และ  $\bar{m}_{2000}$  และ  $\bar{m}_k = [64 \ 100 \ 200]$ ,  $\bar{m}_i = iX200000$ ,  $0 \leq i \leq 2000$  และ  $q_k = [0.28 \ 0.28 \ 0.28]$  ที่ระดับหน่วยอัตราการส่ง 2 Mbps

$$\text{จะได้ค่า } \bar{p}_0 = 1 - \sum_{k=1}^{1999} \bar{p}_k$$

$$\bar{p}_1 = \frac{1}{m_0} \left[ \sum_{k=0}^{1999} q_k m_k - \sum_{k=1}^{2000} \bar{p}_{k+1} \bar{m}_k \right]$$

$$\bar{p}_i = \frac{1}{m_{i-1} - m_{i-2}} \left[ \sum_{k=2}^{2000} q_k (m_k - m_{i-1}) - \sum_{k=1}^{1999} \bar{p}_{k+1} (m_k - m_{i-2}) \right], \text{ สำหรับ } i=2, \dots, 2000$$

เอกสารนี้เป็นเอกสารที่สงวนไว้สำหรับการใช้งานเพื่อการศึกษาเท่านั้น ไม่อนุญาตให้นำไปใช้ประโยชน์ด้านการค้าไม่ว่ากรณีใดๆทั้งสิ้น อีกทั้งห้ามมิให้ดัดแปลงเนื้อหา และต้องอ้างอิงถึงเจ้าของเอกสารทุกครั้งที่มีการนำไปใช้

$$\text{ดังนั้น } \bar{P} = \bar{P}_0 + \bar{P}_1 + \bar{P}_i$$

จากการคำนวณจะได้ค่าความน่าจะเป็นเฉลี่ยของการสูญเสียข้อมูลแพ็กเก็ตเท่ากับ 0.495 ที่ระดับหน่วยอัตราการส่ง 2 Mbps

ในตารางที่ 5.1 ถึง 5.8 แสดงแถบความถี่ของสัญญาณและจำนวนบัพเฟอร์ที่ใช้ ตามค่าที่เปลี่ยนสำหรับกราฟฟิกจากแหล่งกำเนิดเทียม ค่าที่ได้ในตารางคอลัมน์ที่ 2 BW จะเป็นค่าเฉลี่ยของการใช้แถบความถี่ของสัญญาณที่ร้องขอตาม QoS ที่ระดับ Capacity 64 Kbps 100 Kbps และ 200 Kbps ตามลำดับ ที่ระดับหน่วยของอัตราการส่งข้อมูลต่างกัน



## สรุปผลการวิจัยและข้อเสนอแนะ

### สรุป

การไหลของอินพุตลิงค์หลายอินพุตลิงค์ส่งเข้ามาทางมัลติเพล็กซ์เซอร์ เพื่อผ่านออกเอาต์พุตลิงค์ของเครือข่าย จะมีการใช้จำนวนบัฟเฟอร์และแถบความถี่ของสัญญาณในการส่ง ความไวของการเปลี่ยนแปลงของจำนวนบัฟเฟอร์ในมัลติเพล็กซ์เซอร์ทำให้เกิดคิวในการใช้จำนวนบัฟเฟอร์ มีผลทำให้ช้าเกิด traffic และมีการใช้แถบความถี่ของสัญญาณที่มากเกินไปในเครือข่าย

Burstiness มีการนิยามที่แตกต่างกันตามแนวคิด จากเอกสารอ้างอิงใน [1] burstiness คือ ค่าความยาวของช่วงเวลาที่เกี่ยวพันกันระหว่างข้อมูลแพ็กเก็ตที่ติดๆกัน (consecutive packet) ในเอกสารอ้างอิง[2,3] burstiness คือความสัมพันธ์ร่วมกันและความเหมาะสมของทราฟฟิกในช่วงเวลาการทำงาน ใน [4] burstinessความเกี่ยวพัน โดยอัตโนมัติระหว่างแพ็กเก็ตที่ติดๆกันที่เข้ามาถึง และใน [5] ผลกระทบที่เกี่ยวข้องที่เกิดจากทราฟฟิกในคิวเสมือนที่บริการซึ่งจะต้องเลือกอัตราการส่ง นิยามโดยส่วนใหญ่จะหมายถึงอัตราส่วนระหว่างค่าสูงสุดของแพ็กเก็ตต่อค่าเฉลี่ยของทราฟฟิกสัมประสิทธิ์ค่าตัวแปรทราฟฟิกและเปอร์เซ็นต์ของการทำงาน

ทราฟฟิก burst จะพิจารณาจากแพ็กเก็ตที่มีความเร็วในระบบเครือข่าย burst เป็นช่วงเวลาที่มียังจำนวนแพ็กเก็ตคิดกว่าค่าเฉลี่ยของแพ็กเก็ตจริง โดย burst จะเกิดระหว่างสองช่วงเวลาคือช่วงเวลาที่มีการส่งแพ็กเก็ตสูงและช่วงเวลาที่ไม่มีการส่งแพ็กเก็ต

กำหนดนิยามการไหลของทราฟฟิก  $X$  ที่เวลา  $t$  ใดๆ คือ  $X(t)$  จะมีจะมีจำนวนแพ็กเก็ตในช่วงเวลาการส่งสูง (burst) มากกว่าการไหลของทราฟฟิก  $Y$  ที่เวลา  $t$  ใดๆ คือ  $Y(t)$  ซึ่งจะเป็นภาวะสถานะเตรียมพร้อม (steady-state) คิวความยาวของคิวข้อมูลแพ็กเก็ตในการมาถึงของโปรเซส  $X(t)$  จะมีคิวความยาวของสถานะเตรียมพร้อม (steady-state) ที่ยาวกว่าในการมาถึงของโปรเซส  $Y(t)$  กำหนด  $X(t)$  จะมี burst มากกว่า  $Y(t)$  ถ้า  $F_X(x) \leq F_Y(x)$  สำหรับค่า  $x \geq 0$  โดยที่  $F_X(x)$  และ  $F_Y(x)$  คือคิวของความยาวของแพ็กเก็ตที่มาถึงของโปรเซส  $X(t)$  หรือ  $Y(t)$  ตามลำดับ

นิยามกำหนดเงื่อนไขพื้นฐานความน่าจะเป็นของการสูญเสียแพ็กเก็ตจะมีการใช้บัฟเฟอร์ (buffer) น้อยในการรวมสัญญาณ (multiplexer) ตามลักษณะของแพ็กเก็ตที่เปลี่ยนแปลงทำให้เกิดความล่าช้าของทราฟฟิก ซึ่งจะทำให้ไม่เกิดความล่าช้ามีการใช้บัฟเฟอร์น้อย การนิยามจะใช้ลักษณะการไหลของทราฟฟิกในเครือข่ายซึ่งอัตราการไหลของแพ็กเก็ตส่วนมากมีข้อจำกัดสำหรับทราฟฟิก และสามารถยืนยันได้ว่าคุณลักษณะของการบริการจะมี จำนวนของแพ็กเก็ตการ

ส่งข้อมูลสูงมากกว่าทราฟฟิกจริงๆ งานวิจัยนี้จะนำเสนออัลกอริทึมที่เหมาะสมทำให้ความเร็วในการส่งแพ็กเก็ตของการส่งข้อมูลสูงมากกว่าแหล่งกำเนิดจริง โดยวิธีการทางตัวเลขเพื่อหาค่าความน่าจะเป็นของการสูญเสียแพ็กเก็ตที่มีอัตราการสูญเสียต่ำตามขนาดของความจุ (capacity) ของอุปกรณ์ คุณลักษณะของแหล่งกำเนิดของเครือข่ายที่วิเคราะห์เราจะเรียกว่าแหล่งกำเนิดเทียม (pseudosource) ใช้แทนแหล่งกำเนิดจริง และพิจารณาเครือข่ายเพื่อทำให้การใช้ประโยชน์ของอุปกรณ์อย่างเหมาะสม ประหยัดค่าใช้จ่าย และทำให้ระบบการสื่อสารมีความรวดเร็วและคล่องตัวขึ้น

การวิจัยนี้ทดสอบโดยใช้อุปกรณ์การส่งผ่านข้อมูลของโนเกีย (transmission nokia) ความจุของการเชื่อมโยง 2 Mb/s ของบริษัทยูไนเต็คนิโอฟอร์เมชันไฮเวย์ ซึ่งจะใช้อุปกรณ์รวมสัญญาณ (multiplexer) แบบ SDH (Synchronous Digital Hierarchy) ที่เชื่อมต่อของอุปกรณ์การส่งผ่านข้อมูลระหว่างอาคาร A และอาคาร B โดยจะแปลงสัญญาณจากอุปกรณ์ DM 34 โมเดล TC21320 ความต้านทาน 75 โอห์ม DM 8 โมเดล TC21301 ความต้านทาน 75 โอห์ม และ DM 2 โมเดล TC21300 ความต้านทาน 75 โอห์มตามลำดับ เพื่อต่อเข้าอุปกรณ์ Matris ที่ต่อกับแหล่งผู้ให้บริการเป็นด้านอินพุต ซึ่งจะวัดสุ่มตามจำนวนของแหล่งกำเนิดเทียมที่ทดสอบ ส่งผ่านเข้ามาที่อุปกรณ์ด้านเอาต์พุต

เครือข่ายในโลกจริงที่เตรียมไว้แล้ว จะมีข้อจำกัด bit rate ของผู้ใช้จำนวนมากที่จะอธิบายลักษณะของ traffic source โดยจะเสนออัลกอริทึมที่เหมาะสม คุณสมบัติที่เหมาะสมจะทำให้เกิดอัตราการสูญเสียแพ็กเก็ตน้อยที่สุด สำหรับการจัดสรรแถบความถี่ของสัญญาณที่เป็นไปได้ทั้งหมดภายใต้เงื่อนไขตามคุณลักษณะของเวอริชัน burstier จะมากกว่า source จริงๆ

สมมติว่า  $N+1$  ของ bit rate แทนโดย  $M_0, M_1, M_2, \dots$  และ  $M_N$  โดย  $M_i < M_j$  ถ้า  $i < j$  และ  $M_0 = 0$  และ source จะมีสถานะ  $N+1$  สถานะ คุณสมบัติที่จะกำหนดความน่าจะเป็นของเวกเตอร์  $p = [p_0, p_1, p_2, p_3, \dots, p_N]$  ตาม source ดังนั้นเพื่อความสะดวกจะเรียกว่า probability vector  $p$  โดยค่าผลรวมของ  $p$  ทั้งหมดจะเท่ากับ 1 จะสังเกตได้ว่าปริมาณจะไม่ครอบคลุมตามลักษณะของ traffic จริง ปริมาณของ source คือ pseudosource จะนำมาพิจารณาโดยเครือข่ายเดียวสำหรับการจัดสรรทรัพยากร

ให้  $Y$  แทน traffic ที่สร้างโดย source สมมติว่า  $Y$  เป็นค่าบวกและ  $\text{Prob}(Y > M_N) = 0$  และ  $\{p, M, Z(p), N+1\}$  แทนคุณลักษณะของ pseudosource โดย  $p$  แทนปริมาณ และ  $Z(p)$  แทน traffic แทนที่สร้างจาก pseudosource โดย pseudosource จะใช้ลักษณะการจัดสรรทรัพยากรและจะมี burstier มากกว่า source จริงดังนั้นจะนิยามคุณลักษณะของ  $p$  ตามกฎที่เหมาะสมคือ

$$Z(p) = \geq_B Y$$

ตัวอย่าง ถ้า  $Z(p)$  มี burstier มากกว่า  $Y$  คุณลักษณะที่เหมาะสมที่สามารถนิยามได้ตามกฎคือ  $p^*$  เป็นที่ยอมรับ  $Z(p) = \geq_B Z(p^*) \geq_B Y$  ตามความเหมาะสมตามกฎในลักษณะของ  $p$

เอกสารนี้เป็นเอกสารที่สงวนไว้สำหรับการใช้งานเพื่อการศึกษาเท่านั้น ไม่อนุญาตให้นำไปใช้ประโยชน์ด้านการค้าไม่ว่ากรณีใดๆทั้งสิ้น อีกทั้งห้ามมิให้ตัดแปลงเนื้อหา และต้องอ้างอิงถึงเจ้าของเอกสารทุกครั้งที่มีการนำไปใช้

เพราะว่าการสุ่มค่าบวกของตัวแปร  $S$  ใน (1) เป็นการยากที่จะคำนวณหรือมีคุณสมบัติที่เหมาะสมภายใต้เงื่อนไขตามแนวคิดและถ้าไม่สามารถทำได้ จะต้องคำนวณอย่างใดคั้งนั้นเราจะปรับปรุงมาตรฐานให้เหมาะสมตามกฎ ถ้าค่าของ  $\min_{p \in \Omega} E(Z(p) - c)^+$  สำหรับทุกค่าของ  $c$  โดยที่  $\Omega$  แทนเซตที่ตรงตามกฎ การนิยามจะใช้ทุกค่าของ  $c$  เพราะว่าการจัดสรรแถบความถี่ของสัญญาณอาจจะมีค่าที่แตกต่างกันในเครือข่ายจริง

ตามทฤษฎีจะพิจารณาคุณสมบัติที่เหมาะสมของ J-state source

**ทฤษฎีที่ 4** สำหรับสถานะแบบเจ (J-state) สมาชิกของเซตคือ  $\{q, m, Y, J\}$  ถ้าตามระดับคุณสมบัติที่ถูกกฎตาม  $M_0, \bar{m}_1, \bar{m}_2, \dots,$  และ  $\bar{m}_{J-1}$  แล้ว คุณสมบัติที่เหมาะสมของ  $\bar{p}$  จะคำนวณโดย

$$\sum_{k=0}^{J-1} \bar{P}_{k+1} [\bar{m}_k - \bar{m}_i]^+ = \sum_{k=0}^{J-1} q_k [\bar{m}_k - \bar{m}_i]^+, \quad 0 \leq i \leq J-2$$

$$\sum_{k=0}^{J-1} \bar{P}_{k+1} [\bar{m}_k - M_0]^+ = \sum_{k=0}^{J-1} q_k [\bar{m}_k - M_0]^+$$

$$\bar{P}_0 = \sum_{i=1}^{J-1} \bar{P}_i$$

ถ้า  $\bar{m}_i \neq \bar{m}_j$  สำหรับ  $i \neq j$  แล้ว ผลลัพธ์คือ

$$\bar{P}_J = \left[ \frac{\bar{m}_1 \dots \bar{m}_{J-1}}{\bar{m}_1 \dots \bar{m}_{J-1}} \right] \times q_{J-1}$$

$$\bar{P}_i = \frac{1}{\bar{m}_1 \dots \bar{m}_{i-1}} \left[ \sum_{k=i-1}^{J-1} q_k (\bar{m}_k - \bar{m}_{i-1}) - \sum_{k=1}^{J-1} \bar{P}_{k+1} (\bar{m}_k - \bar{m}_{i-2}) \right], \quad \text{สำหรับ } i=2, \dots, J-1$$

$$\bar{P}_1 = \frac{1}{\bar{m}_0} \left[ \sum_{k=0}^{J-1} q_k \bar{m}_k - \sum_{k=1}^N \bar{P}_{k+1} \bar{m}_k \right]$$

$$\bar{P}_0 = 1 - \sum_{k=1}^J \bar{P}_k$$

สิ่งที่ได้นำเสนอในงานวิจัยนี้เป็นวิธีการหนึ่ง ในการศึกษาหาค่าความน่าจะเป็นของการสูญเสียแพ็กเก็ตเกิดโดยวิธีการทางตัวเลขจากการวัดค่าแถบความถี่ของสัญญาณ (bandwidth) และจำนวนบัฟเฟอร์ (buffer) ซึ่งจากทฤษฎีที่ 4 พิจารณาในสถานะแบบเจจะได้ว่าจากการคำนวณที่ระดับหน่วยของอัตราการส่งข้อมูล 1 Mbps จะมีอัตราการสูญเสียแพ็กเก็ตเกิดน้อยที่สุด ซึ่งจะมีค่าพารามิเตอร์คือที่ระดับหน่วยการส่งข้อมูลต่างกันและระดับ Capacity ในอุปกรณ์ส่งเหมือนกันคือ 64 Kbps 100 Kbps และ 200 Kbps ทราฟฟิกที่ไหลคุณลักษณะบางประการอาจจะไม่เหมือนกับทราฟฟิกจริงๆ ขอบเขตของแหล่งกำเนิดเทียบที่ใช้ในเครือข่ายเพื่อจัดสรรทรัพยากรจะเป็นวิธีที่เหมาะสมในการใช้ทรัพยากรเครือข่าย ซึ่งถ้าเราเลือกใช้ระดับอัตราการส่งที่เหมาะสมตาม Capacity ของอุปกรณ์ที่มีและพิจารณาจากแหล่งที่ใช้บริการจะทำให้การสูญเสียแพ็กเก็ตต่ำ ทำให้การส่งข้อมูลของระบบเครือข่ายมีประสิทธิภาพดีขึ้น

## บรรณานุกรม

- [1]. J.H. Bruneel, "Queueing behavior of statistical multiplexers with correlated inputs," IEEE Trans. Commun., vol 12, pp 1339, 1998.
- [2]. L. Dittman and S.B. Jacobsen, "Statistical multiplexing of bursty sources in an ATM network," Globecom, pp 1239-1297, 1988.
- [3]. M. Hirano and N. Watanabe, "Characteristics of a cell multiplexer for bursty ATM traffic," Proc. ICC, sec.13.2.1, pp 399-403, 1989.
- [4]. H. Yamada and S.Sunita, "A traffic measurement method and its applications for cell loss probability estimation in ATM network," IEEE J. Selected Areas Commun., pp 315-326, vol 9, 1991.
- [5]. K. van der Wal, "Characterization of ATM cell streams," Proc. 2nd RACE Workshop, Portugal, 1992.
- [6]. J. Sole-Pareta and J. Domingo-Pascual, "Burstiness characterization of ATM cell streams," Comput. Network ISDN Syst., vol 26, pp 1351-1363, 1994.
- [7]. T.-H. Lee and K.-C. Lai, "Delay-Sensitive Traffic," IEEE/ACM Trans. Networking, pp 499-504, vol 6, Aug 1998.
- [8] J.Y. Hui, "Resource allocation for broadband networks," IEEE J. Select Area Commun., vol 47, 1996.
- [9] Ucom Training Center, "Nokia Access Products for UIH," United Communication Industry Public Company Limited, 1991.
- [10] Database and System Planning, United Information High Way Public Company Limited., 2539.



เอกสารนี้เป็นเอกสารที่สงวนไว้สำหรับการใช้งานเพื่อการศึกษาเท่านั้น ไม่อนุญาตให้นำไปใช้ประโยชน์ด้านการค้า  
ไม่ว่ากรณีใดๆทั้งสิ้น อีกทั้งห้ามมิให้ดัดแปลงเนื้อหา และต้องอ้างอิงถึงเจ้าของเอกสารทุกครั้งที่มีการนำไปใช้



# ลักษณะความไวของการเปลี่ยนแปลงที่ทำให้จราจรช้า

## Characterization of Delay-Sensitive Traffic

เสน่ห์ สงบแท้ และ กอบชัย เดชหาญ

ภาควิชาวิศวกรรมโทรคมนาคม คณะวิศวกรรมศาสตร์และสำนักวิจัยสื่อสารและเทคโนโลยีสารสนเทศ  
สถาบันเทคโนโลยีพระจอมเกล้าเจ้าคุณทหารลาดกระบัง

### บทคัดย่อ

การจําแนกทรัพยากรเป็นเรื่องสำคัญที่จําเป็นสำหรับระบบเครือข่าย จะเป็นการรับรองถึงคุณภาพของการบริการ(QoS) การทําวิจัยนี้สิ่งแรกที่จะนําเสนอคือการนิยามการไหลของ traffic ที่มี burst มากกว่าการไหลของ traffic อื่น การนิยามจะนิยามบนพื้นฐานของความน่าจะเป็นของการสูญเสียบัฟเฟอร์ (buffer) ให้น้อยที่สุดในมัลติเพล็กซ์เซอร์ (multiplexer) ลักษณะของความไวของการเปลี่ยนแปลง traffic ในทิวจะต้องไม่ทำให้เกิดความล่าช้าโดยมีสาเหตุจากบัฟเฟอร์ อัลกอริทึมที่เหมาะสมที่สุดในการจัดการคุณลักษณะของแหล่งกําหนดของเครือข่าย คุณลักษณะที่เหมาะสมที่จะทำให้เกิดอัตราการสูญเสียให้น้อยที่สุดและเป็นไปได้ในการจําแนกความกว้างของสัญญาณ ภายใต้เงื่อนไขที่กำหนดจะมี burst มากกว่า traffic จริงๆ คุณลักษณะของแหล่งกําหนดของเครือข่ายที่วิเคราะห์จะเรียกว่า pseudosource และจะใช้ในเครือข่ายสำหรับการจําแนกทรัพยากร ส่วนหนึ่งโดยจะศึกษาโดยวิธีการทางตัวเลข ผลลัพธ์ที่ได้จะแสดงให้เห็นว่าสำหรับบัฟเฟอร์ (buffer) ในการมัลติเพล็กซ์เซอร์ (multiplexer) ที่จําแนกความกว้างของสัญญาณบนความเหมาะสมตามคุณลักษณะของ pseudosource ที่ทดสอบจะมีการใช้ความกว้างของสัญญาณที่น้อยกว่าค่าความกว้างของสัญญาณที่ต้องการร้องขอบริการจาก QoS

### ABSTRACT

Resource allocation is necessary for network which guarantees the quality of service (QoS). This paper presents a definition for traffic stream to be burstier than another traffic stream. The definition is based on the loss probability of a bufferless multiplexer, thus it is appropriate for delay-sensitive traffic which cannot tolerate queuing delay caused by buffering. An optimum quantization algorithm is derived for source characterization. The optimally quantized version achieves minimum loss rate for all possible allocated bandwidth under the condition that it is burstier than the real traffic. The quantized source is called a pseudosource and can be used by network for resource allocation. Some numerical examples are studied. The results show that for a bufferless multiplexer, the allocated bandwidth based on

optimally quantized pseudosources is only slightly greater than the minimum bandwidth required to meet the requested (Qos).

### บทนำ

การจองทรัพยากรเป็นเรื่องสำคัญที่จำเป็นสำหรับระบบเครือข่าย ในบรอดแบนด์ (broadband) ของการเชื่อมโยงการบริการเครือข่ายดิจิทัล (ISDN) จะรับรองคุณภาพของการบริการได้ดี (QoS) ระบบเครือข่ายส่วนมากจะพยายามหลีกเลี่ยงการจองทรัพยากรที่มากเกินไป เพื่อจะทำให้การใช้ประโยชน์ของระบบมีความคล่องตัวมากขึ้น แหล่งที่เกิด traffic จะต้องมึลักษณะที่ค่อนข้างจะแน่นอนและมีความเป็นไปได้

Burstiness คือการพิจารณาลักษณะที่สำคัญทั้งหมดของ traffic กำหนดนิยามการไหลของ traffic  $X$  ที่เวลา  $t$  ใดๆ คือ  $X(t)$  จะมี burst มากกว่าการไหลของ traffic  $Y$  ที่เวลา  $t$  ใดๆ คือ  $Y(t)$  ซึ่งจะเป็นภาวะสถานะเตรียมพร้อม (steady-state) คือความยาวของคิวเวิร์ฟเวอร์เดียวที่คงที่ในการมาถึงของโปรเซส  $X(t)$  จะมีควมยาวของสถานะเตรียมพร้อม (steady-state) ที่ยาวกว่าในการมาถึงของโปรเซส  $Y(t)$  กำหนด  $X(t)$  จะมี burst มากกว่า  $Y(t)$  ถ้า  $F_X(x) > F_Y(x)$  สำหรับค่า  $x > 0$  โดยที่  $F_X(x)$  และ  $F_Y(x)$  คือคิวของความยาวที่กระจายอยู่ในคิวเวิร์ฟเวอร์เดียวในการมาถึงของโปรเซส  $X(t)$  หรือ  $Y(t)$  ตามลำดับ

นิยามกำหนดเงื่อนไขพื้นฐานความน่าจะเป็นของการสูญเสียการใช้บัฟเฟอร์น้อยที่สุดในการมัลติเพล็กซ์ (multiplexer) ตามลักษณะความไวที่เปลี่ยนแปลงทำให้เกิดความล่าช้าของ traffic ซึ่งจะทำให้ไม่เกิดความล่าช้าของการใช้บัฟเฟอร์ (buffer) การนิยามจะใช้ลักษณะการไหลของ traffic ในเครือข่ายซึ่งอัตราการไหลของบิตส่วนมากมีข้อจำกัดสำหรับ traffic และสามารถยืนยันได้ว่าคุณลักษณะของการบริการจะมี burst มากกว่า traffic จริงๆ งานวิจัยนี้จะนำเสนออัลกอริทึม

ที่เหมาะสมในขอบเขตของการเกิด burst มากกว่าแหล่งกำเนิดจริง และมีอัตราการสูญเสียต่ำสำหรับการจองความกว้างของสัญญาณ คุณลักษณะของแหล่งกำเนิดของเครือข่ายที่วิเคราะห์เราจะเรียกว่า pseudosource ใช้แทนแหล่งกำเนิดจริง และพิจารณาเครือข่ายสำหรับการจองความกว้างของสัญญาณ ความสูญเสียของ throughput สมมติว่าอัตราสูงสุดจะมีพารามิเตอร์เดียวที่จะอธิบาย ผลลัพธ์ที่ได้จะเป็นการประยุกต์จากทฤษฎีของเครือข่ายแบบหลายอัตรา ระบบเครือข่ายของเพิกเกิดสวิทช์ซึ่งจะถูกใช้ลดลง สำคัญคือเลือกอัตราที่มีคุณลักษณะทำให้เกิดการสูญเสียต่ำ สมมติว่าอัตราที่ใช้ในเครือข่ายคงที่และมีคุณลักษณะของแหล่ง traffic ที่เหมาะสม

### หลักในการศึกษาระบบ



รูปที่ 1 แสดงมัลติเพล็กซ์ลิงค์ขนาดความจุ  $C$

รูปที่ 1 แสดงมัลติเพล็กซ์ลิงค์ขนาดความจุ  $C$  traffic ที่มาถึงมัลติเพล็กซ์แทนโดย  $S(t)$  สังเกต  $S(t)$  จะแทน traffic ที่สร้างจาก source ค่าของ traffic source ทั้งหมดสมมติว่าใช้ค่าบวก มีขอบเขตแน่นอน มีสถานะที่คงที่ และมีรูปแบบสมมติว่า source ทั้งหมดที่ถูกสร้างขึ้นมีความไวของการเปลี่ยนแปลงที่ทำให้ traffic เข้า เป็นอิสระ และขนาดของบัฟเฟอร์ในมัลติเพล็กซ์มีขนาดเล็ก ผลกระทบที่เกิดขึ้นจะไม่มีผล

ให้  $S$  แทนตัวแปรสุ่มที่กระจาย นิยามค่าของ  $S(t)$  สำหรับค่า  $t$  ทั้งหมด มีขนาดของ

บัพเฟอร์ในมัลติเพล็กซ์น้อยสุด อัตราการสูญเสีย  
คงสมการ

$$\text{Loss}(T) = 1/T \int_0^T (S(t) - C)^+ dt$$

โดย  $(X)^+ = \max\{0, x\}$  และค่าทั้งหมด  
ของ source สมมติว่ามีรูปแบบอัตราการสูญเสีย  
เฉลี่ยแทนโดย  $L_x(C)$  สามารถจะคำนวณตามสม  
การข้างล่างนี้

$$L_x(C) = \lim_{T \rightarrow \infty} \text{Loss}(T) = E(S-C)^+$$

และจะได้ความน่าจะเป็นของการสูญเสีย  
คือ  $E(S-C)^+/E(S)$

**Burstiness ของ traffic source**

กำหนดให้  $X(t)$  และ  $Y(t)$  แทนการไหล  
ของ traffic สอง traffic เป็นอิสระของ  $S(t)$   
สมมติว่าคงที่และมีรูปแบบ การศึกษาความน่าจะ  
เป็นของการสูญเสียบัพเฟอร์ของมัลติเพล็กซ์ให้น้อย  
ที่สุด จะใช้ขอบเขตค่าบวกอย่างตมสำหรับค่าตัว  
แปร  $X$  และ  $Y$  แทนด้วย  $X(t)$  และ  $Y(t)$  ตาม  
ลำดับ

นิยาม "X จะมี burst มากกว่า Y"

นิยาม 1 กล่าวว่าการไหลของ traffic X จะมี  
burst มากกว่า traffic Y แทนโดย  $X \geq_b Y$   
ถ้าเพิ่ม traffic X ในบัพเฟอร์ของมัลติเพล็กซ์เพียง  
traffic เดียวที่เข้าถึง S (ค่า X และ Y เป็นอิสระต่  
กัน) ผลลัพธ์ของความน่าจะเป็นของการสูญเสียของ  
traffic X จะมากกว่าการเพิ่ม traffic Y

การคำนวณทางคณิตศาสตร์  $X \geq_b Y$  ถ้า

$$(E(S+X-C)^+)/E(S+X) \geq (E(S+Y-C)^+)/E(S+Y) \quad (1)$$

สำหรับขอบเขตค่าบวกที่สนใจ การสุ่มค่า S ซึ่ง  
ค่า X และ Y เป็นอิสระ สมมติว่าค่าตัวแปรสุ่มที่  
ใช้ทั้งหมดอิสระ จะพิสูจน์คุณสมบัติอัตราการสูญ  
เสียที่ยืนยันตามนิยามข้างบนได้

คุณสมบัติที่ 1 ถ้า  $X_i \geq_b Y_i, i=1,2,\dots,N$  แล้ว

$$\sum_{i=1}^N X_i \geq_b \sum_{i=1}^N Y_i$$

พิสูจน์ ตามนิยาม 1 เราให้  $X+W \geq_b Y+W$   
สำหรับทุกค่าของ traffic W ถ้า  $X_i \geq_b Y_i$   
ดังนั้นเรามี

$$X_i + \sum_{i=1}^N X_i \geq_b Y_i + \sum_{i=1}^N X_i \geq_b Y_i + Y_i$$

$$+ \sum_{i=1}^N X_i \geq_b \dots \geq_b \sum_{i=1}^N Y_i$$

คุณสมบัติที่ 2 ถ้า  $X_i \geq_b Y_i$  แล้ว  
 $E(X) = E(Y)$  และ  $L_x(c) > L_y(c)$  สำหรับทุกค่าของ  
 $c, 0 \leq c \leq C$

พิสูจน์ ถ้า  $X \geq_b Y$  ให้  $S = C - c$  จะได้  
 $((E(X-c)^+)/E(X+C-c)) \geq ((E(Y-c)^+)/E(Y+C-c))$   
สำหรับทุกค่าของ c โดยค่าของ c อยู่ระหว่าง

$0 \leq c \leq C$  เหมือนกับ  $S = C$  จาก  $((E(X))/E(X+C)) \geq ((E(Y))/E(Y+C))$  เป็นการยืนยัน  
ว่า  $E(X) \geq E(Y)$  รวมผลลัพธ์ที่ได้จากเงื่อนไข  
ข้างบนจะได้  $E(X-c)^+ \geq E(Y-c)^+$  สำหรับทุกค่า  
ของ c,  $0 \leq c \leq C$  พิสูจน์ตามคุณสมบัติที่ 1

เพื่อความสะดวกจะใช้  $X \geq_r Y$  แทน  $L_x(c) > L_y(c)$  สำหรับทุกค่าของ c,  $0 \leq c \leq C$   
สังเกตว่า  $X \leq C$  และ  $Y \leq C$  ความสัมพันธ์  
 $\geq_r$  เป็นการแทนค่าที่แปรเปลี่ยนไป(หรือเกิด  
convex) ตามลำดับ และ  $X \geq_r Y$  จะหมายถึงค่า  
ตัวแปร X จะมากกว่า Y

คุณสมบัติที่ 3 ถ้า  $E(X) = E(Y)$  และ  
 $X \geq_r Y$  แล้ว  $X \geq_b Y$

เราสามารถพิสูจน์คุณสมบัติหนึ่งทีแสดง  
ได้ว่า  $X \geq_r Y$  เป็นการยืนยันว่า  
 $E(S+X-C)^+ \geq E(S+Y-C)^+$  สำหรับทุก traffic ที่  
ผ่านเข้ามาที่ S ทั้งหมด โดยที่  $X \geq_r Y$  เป็น

เอกสารนี้เป็นเอกสารที่สงวนไว้สำหรับการใช้งานเพื่อการศึกษาเท่านั้น ไม่อนุญาตให้นำไปใช้ประโยชน์ด้านการค้า  
ไม่ว่ากรณีใดๆทั้งสิ้น อีกทั้งห้ามมิให้คัดแปลงเนื้อหา และต้องอ้างอิงถึงเจ้าของเอกสารทุกครั้งที่มีการนำไปใช้

ส.สงบแท้และ ก.เคชหาญ

การยืนยันว่า  $E(X-C)^+ \geq E(Y-C)^+$  สำหรับทุกค่าของ  $c$  โดย  $c \leq C$

$$\begin{aligned} \text{จาก } E(S+X-C)^+ &= E\{E[(S+X-C)^+/S]\} \\ &\geq E\{E[(S+Y-C)^+/S]\} \\ &= E(S+Y-C) \end{aligned}$$

ดังนั้น  $E(X) = E(Y)$  และ  $X \geq_R Y$  แสดงให้เห็นว่า  $X \geq_B Y$

คุณสมบัติที่ 4 ลำดับทั้งหมดตามนิยามของ burstiness จะไม่ครอบคลุม จาก traffic X จะมี burst มากกว่า traffic Y แสดงให้เห็นว่า  $X \geq_B Y$

พิสูจน์ จาก  $X \geq_B Y$  แสดงให้เห็นว่า  $X \geq_R Y$  เป็นคุณสมบัติที่พิสูจน์ให้เห็นว่า ถ้า  $X \geq_R Y$  จะไม่ครอบคลุมลำดับของผลรวมทั้งหมด จะแสดงด้วยตัวอย่างการนับ ให้ X และ Y เป็น 2 สถานะ source ด้วยฟังก์ชันของความน่าจะเป็น

$P_X(i) = 0.5$	ถ้า $i=0$
$P_X(i) = 0.5$	ถ้า $i=3/4C$
$P_Y(i) = 4/5$	ถ้า $i=1/4C$
$P_Y(i) = 1/5$	ถ้า $i=5/4C$

ผลลัพธ์คือเราจะได้สมการ

$$E(X-1/4C)^+ = 1/4C > E(Y-1/5C)^+ = 1/5C$$

อย่างไรก็ดี  $E(X-C)^+ > 0 < E(Y-C)^+ = 1/20C$

คุณสมบัติที่ 5 สมมติว่า  $X \geq_B Y$ ,  $X \leq C$  และ  $Y \leq C$  ถ้าค่าที่เข้าใกล้คือ  $C_0$ ,  $0 < C_0 < C$  และ  $L_X(C_0) > L_Y(C_0)$  แล้ว  $E(f(X)) > E(f(Y))$  สำหรับค่าที่เพิ่มขึ้นตามความโค้ง (convex) ของฟังก์ชัน  $f$  บนช่วง  $[0, \infty)$  สำหรับ  $f''(x)$  จะมีค่าเข้าใกล้และมีความต่อเนื่อง พิสูจน์ ให้  $F(x)$  แทนฟังก์ชันที่กระจาย traffic X และ  $F'(x) = 1 - E(X)$  สามารถแสดงได้ว่า

$$\begin{aligned} E[f(x)] &= \int_0^C f'(c)L_X(c)dc + f(0) + f'(0)L_X(0) \\ &= \int_0^C f'(c)L_X(c)dc + f(0) + f'(0)L_X(0) \end{aligned}$$

จะนิยามคล้ายกัน สำหรับการสุ่มค่าของตัวแปร Y ดังนั้นมี

$$\begin{aligned} E[f(x)] - E[f(y)] &= f'(0)[L_Y(0) - L_X(0)] \\ &+ \int_0^C f'(c)[L_X(c) - L_Y(c)]dc \end{aligned}$$

จะเป็นจริงว่า  $f(x)$  จะมีค่าฟังก์ชันเพิ่มของส่วนโค้ง (convex)

แสดงให้เห็นว่า  $f'(x) > 0$  และ  $f''(x) > 0$  สำหรับทุกค่าของ  $\infty$  และ  $X \geq_B Y$  แสดงว่า  $X \geq_R Y$  ผลลัพธ์คือจะได้

$$E[f(x)] - E[f(y)] \geq \int_0^C f'(c)[L_X(c) - L_Y(c)]dc$$

โดย  $L_X(C_0) > L_Y(C_0)$  สำหรับบางค่าของ  $C_0$ ,  $0 \leq C_0 \leq C$  จะคำนวณได้ว่า

$$E[f(x)] - E[f(y)] > 0 \text{ เพราะว่าทั้ง } L_X(c) \text{ และ } L_Y(c) \text{ ต่อเนื่อง}$$

คุณสมบัติที่ 5 แสดงให้เห็นว่าปกติจะใช้เทคนิค moment matching ประมาณค่าของ traffic source อาจจะไม่เหมาะสม สำหรับความไวของการเปลี่ยนแปลงทำให้เกิด traffic ช้าลง จาก  $f(x) = x^n$ ,  $n \geq 2$  เป็นการหาอนุพันธ์ลำดับที่ 2 ค่าของส่วนโค้ง (convex) จะเป็นฟังก์ชันเพิ่มสำหรับ  $x > 0$  และ  $f(x) = 0$  ซึ่งอัตราเฉลี่ยจะไม่เปลี่ยนแปลง สำหรับเทคนิค moment matching ความน่าจะเป็นของการสูญเสียที่จะประมาณ source จะไม่รับประกันว่าขอบเขตที่นอกเหนือจากการประมาณ source ตัวอย่างสมมติว่าต้องการ

ประมาณ 4 สภาวะ ของ source  $y$  ด้วย one-off source  $x$  ให้  $q = \{q_1, q_2, q_3, q_4\}$  และ  $m = \{m_1, m_2, m_3, m_4\}$  แทนค่าตามลำดับ ความน่าจะเป็นของเวกเตอร์จะคงที่ และ bit rate ของเวกเตอร์  $y$  ให้  $p = \{p_1, p_2\}$  และ  $M = [0 \ M]$  (bit rate ของเวกเตอร์  $x$ ) สมมติ  $q = \{0.1 \ 0.2 \ 0.3 \ 0.4\}$  และ  $m = [1 \ 2 \ 3 \ 4] \text{ Mb/s}$  ตามเงื่อนไข

$E(x^n) = E(y^n)$ ,  $1 \leq n \leq 2$  ผลลัพธ์คือ

$p = [0.2 \ 0.8]$  และ  $M = [0 \ 2.5] \text{ Mb/s}$

ถ้า  $c = 2.2 \text{ Mb/s} < C$  แล้ว

$L_x(2.2) = 0.24 \text{ Mb/s} < L_y(2.2) = 0.3 \text{ Mb/s}$

ปริมาณของ traffic source

เครือข่ายในโลกจริงที่เตรียมไว้แล้ว จะมีข้อจำกัด bit rate ของผู้ใช้จำนวนมากที่จะอธิบายลักษณะของ traffic source เราจะเสนออัลกอริทึมที่เหมาะสม คุณสมบัตินี้ที่เหมาะสมจะทำให้เกิดอัตราการสูญเสียที่น้อยที่สุด สำหรับการจองความกว้างของสัญญาณที่เป็นไปได้ทั้งหมดภายใต้เงื่อนไขตามคุณลักษณะของเวอร์ชัน burstier จะมากกว่า source จริงๆ

สมมติว่า  $N+1$  ของ bit rate แทนโดย  $M_0, M_1, M_2, \dots$  และ  $M_N$  โดย  $M_i < M_j$  ถ้า  $i < j$  และ  $M_0 = 0$  และ source จะมีสภาวะ  $N+1$  สภาวะคุณสมบัตินี้ที่จะกำหนดความน่าจะเป็นของเวกเตอร์  $p = \{p_0, p_1, p_2, \dots, p_N\}$  ตาม source ดังนั้นเพื่อความสะดวกจะเรียกว่า probability vector  $p$  โดยค่าผลรวมของ  $p$  ทั้งหมดจะเท่ากับ 0 จะสังเกตได้ว่าปริมาณจะไม่ครอบคลุมตามลักษณะของ traffic จริง ปริมาณของ source คือ pseudosource จะนำมาพิจารณาโดยเครือข่ายเดียวสำหรับการจองทรัพยากร

ให้  $Y$  แทน traffic ที่สร้างโดย source สมมติว่า  $Y$  เป็นค่าบวกและ  $\text{Prob}(Y > M_N) = 0$  และ  $\{p, M, Z(p), N+1\}$  แทนคุณลักษณะของ pseudosource โดย  $p$  แทนปริมาณ และ  $Z(p)$  แทน traffic แทนที่สร้างจาก pseudosource โดย pseudosource จะใช้ลักษณะการจองทรัพยากรและ

จะมี burstier มากกว่า source จริงดังนั้นจะนิยามคุณลักษณะของ  $p$  ตามกฎที่เหมาะสมคือ

$$Z(p) = \int_0^{\infty} Y$$

ตัวอย่าง ถ้า  $Z(p)$  มี burstier มากกว่า  $Y$  คุณลักษณะที่เหมาะสมที่สามารถนิยามได้ตามกฎคือ  $p^*$  เป็นที่ยอมรับ  $Z(p) = \int_0^{\infty} Z(p^*) \geq \int_0^{\infty} Y$  ตามความเหมาะสมตามกฎในลักษณะของ  $p$  เพราะว่าการสุ่มค่าบวกของตัวแปร  $S$  ใน (1) เป็นการยากที่จะคำนวณหรือมีคุณสมบัติที่เหมาะสม ภายใต้เงื่อนไขตามแนวคิดและถ้าไม่สามารถทำได้ จะต้องคำนวณอย่างไรดังนั้นเราจะปรับปรุงมาตรฐานให้เหมาะสมตามกฎ ถ้าค่าของ  $\min_p \int_0^{\infty} E(Z(p) - c)^+$  สำหรับทุกค่าของ  $c$  โดยที่  $\Omega$  แทนเซตที่ตรงตามกฎ การนิยามจะใช้ทุกค่าของ  $c$  เพราะว่าการจองช่องสัญญาณอาจจะมีค่าที่แตกต่างกันในเครือข่ายจริง

ตัวอย่างเช่น การจองความกว้างของสัญญาณของ virtual path ในเครือข่าย ATM จะคล้ายกับการใช้เวลาที่เปลี่ยนค่าซึ่งจะขึ้นอยู่กับ traffic คุณลักษณะที่เหมาะสมของ  $p^*$  ที่ยอมรับคือ  $E(Z(p^*)) = E(Y)$  ตามคุณสมบัตินี้ข้อที่ 3 คุณลักษณะที่เหมาะสมคือ burstier มากกว่าแหล่งที่เกิด source จาก  $Z(p^*) \geq \int_0^{\infty} Y$  ถ้า  $p^*$  มีค่าเข้าใกล้แล้ว  $p^* = p^*$  (ตามกฎข้อที่ 2)

จะคำนวณคุณลักษณะที่เหมาะสมของ  $Y$  โดย  $E(Z(p) - c)^+ = 0$  สำหรับ  $c \geq M_N$  ตามคุณลักษณะของ  $p$  ค่าที่เหมาะสมจะพิจารณาตามช่วง  $c \in (-\infty, M_N]$

บทแทรก 1 ให้  $y(c) = E(Y - c)^+$  และ  $y(c)$  ค่าของส่วนโค้ง (convex) เป็นฟังก์ชันลดบนช่วง  $(-\infty, M_N]$  แต่  $y(c)$  เป็นสมการเส้นตรงบนช่วง  $(-\infty, 0]$

พิสูจน์ บทแทรก 1 เป็นรูปแบบธรรมดา เป็นที่ยอมรับได้ตามทฤษฎี แสดงให้เห็นว่าคุณสมบัติที่เหมาะสมจะมีค่าเพียงค่าเดียวและมีวิธีคำนวณดังนี้

ทฤษฎี 1 ให้  $p^* = \{p_0^*, p_1^*, p_2^*, \dots, p_N^*\}$  จะคำนวณโดย

$$\sum_{k=0}^N p_k^* (M_k - M_i) = E(y - M_i)^* , 0 \leq i < N-1$$

และ  $\sum_{i=0}^N p_i^* = 1$  ดังนั้น  $p^*$  เป็นคุณสมบัติที่

เหมาะสมและ  $E[Z(p^*)] = E[Y]$

พิสูจน์ สิ่งแรกจะพิสูจน์คุณลักษณะของ  $p^*$  จากตัวอย่างเวกเตอร์ความน่าจะเป็นแสดงโดย  $p^* \geq 0$  สำหรับทุกค่าของ  $i, 0 \leq i \leq N$  ให้  $y(c) = E(Y-c)^+$  แสดงได้ชัดเจนว่า  $f_{p^*}(M_i) = y(M_i)$  สำหรับทุกค่าของ  $i, 0 \leq i \leq N$  สำหรับ  $c \in (-\infty, 0]$  เรามี

$$\begin{aligned} f_{p^*}(c) &= \sum_{k=0}^N p_k^* M_k - c \sum_{k=0}^N p_k^* \\ &= f_{p^*}(M_0) - c \\ &= y(M_0) - c = y(c) \end{aligned} \quad (2)$$

แสดงว่าโมดูลัสของความชัน (slope)

ฟังก์ชัน  $f_{p^*}(c)$  เป็น  $\sum_{i=0}^N p_i = 1$  พิจารณาช่วง

$c \in [M_i, M_{i+1}]$  บางค่า  $i \geq 0$  จากขอบเขตนี้เรามี

$$\begin{aligned} f_{p^*}(c) &= \sum_{k=i+1}^N p_k (M_k - c) \\ &= -c \sum_{k=i+1}^N p_k + \sum_{k=i+1}^N p_k M_k \end{aligned} \quad (3)$$

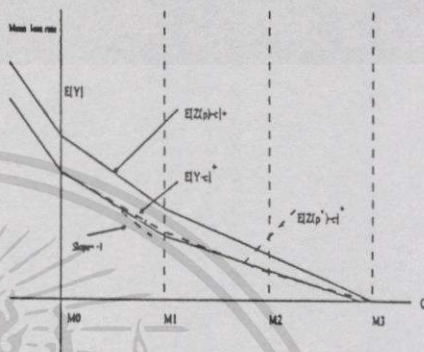
ในทางตรงกันข้าม  $f_{p^*}(c)$  สำหรับ

$c \in [M_i, M_{i+1}]$  เป็นฟังก์ชันเชิงเส้นและผ่าน จุด 2 จุด คือ  $(M_i, y(M_i))$  และ  $(M_{i+1}, y(M_{i+1}))$  ดังนั้นจะได้

$$f_{p^*}(c) = (M_{i+1} - c) \frac{y(M_i) - y(M_{i+1})}{M_{i+1} - M_i} + y(M_{i+1}) \quad (4)$$

เปรียบเทียบ (3) และ (4) จะได้

$$\sum_{k=i+1}^N p_k^* = [y(M_i) - y(M_{i+1})] / [M_{i+1} - M_i] \geq 0$$



รูป 2 ค่าเฉลี่ยของอัตราการสูญเสียของความจุของการเชื่อมโยง

เพราะว่าตามบทแทรก 1 ค่า  $y(c)$  เป็นฟังก์ชันลด กรณีเฉพาะเมื่อ  $i=N-1$  ให้  $p_N^* \geq 0$  จะมีความชันคล้ายกับเส้นของ  $f_{p^*}(0)$  สำหรับ

$c \in [M_i, M_{i+1}]$  คือ  $\sum_{k=i+2}^N p_k$  โดย  $y(c)$  เป็นส่วน

โค้ง (convex) โดยยึดหลักว่า

$$1 = \sum_{k=0}^N p_k^* \geq \sum_{k=i+1}^N p_k^* \geq \sum_{k=i+2}^N p_k^*$$

สำหรับทุกค่าของ  $i, 0 \leq i \leq N-2$  ผลลัพธ์ที่ได้คือ

$p_i^* \geq 0$  ทุกค่าของ  $i, 0 \leq i \leq N$  ดังนั้นค่า  $p^*$  จะคำนวณได้คือ

$$\sum_{k=0}^N p_k^* (M_k - M_i)^+ = E(Y - M_i)^*$$

สำหรับ  $0 \leq i \leq N-1$

$$\sum_{i=0}^N p_i^* = 1$$

เป็นคุณสมบัติจริงๆ มี  $E[Z(p^*)] = f_{p^*}(0) = f_{p^*}(M_0) = y(M_0) = E(Y)$  ซึ่งเป็นส่วนของเส้น

$f_p(c)$  ทับกับเส้น  $y(c)$  (ตามสมการ (2)) สำหรับ  $c \in [M_i, M_{i+1}]$ ,  $0 \leq i \leq N-1$  จะสรุปได้ว่า  $p^*$  มีคุณสมบัติถูกต้องตามกฎ

จะพิสูจน์ว่า  $p^*$  มีคุณสมบัติที่เหมาะสมค่าเดียว สำหรับคุณลักษณะที่ถูกตามกฎของ  $p$  เราจะต้องมี  $f_p(M_i) \geq y(M_i)$  และ  $f_p(M_{i+1}) \geq y(M_{i+1})$  สำหรับ  $c \in [M_i, M_{i+1}]$ ,  $0 \leq i \leq N-1$  ส่วนของเส้น  $f_p(c)$  จะอยู่ข้างล่างต่ำกว่าเส้น  $f_p(c)$  ถ้า  $f_p(M_i) \geq y(M_i)$  หรือ  $f_p(M_{i+1}) \geq y(M_{i+1})$  หรือทั้งสองแบบ ดังนั้น  $p^*$  มีคุณสมบัติที่เหมาะสมเพียงค่าเดียว คุณสมบัตินี้จะใช้พิสูจน์ทฤษฎีบทที่ 1

ทฤษฎีบทที่ 1 ให้คุณสมบัติที่เหมาะสมของขอบเขต traffic source มี  $N+1$  สถานะของ source ข้อสังเกตค่าเฉลี่ยของ source จริงๆ จะเท่ากับค่าเฉลี่ยของเวอร์ชันตามคุณสมบัติที่เหมาะสม รูปที่ 2 แสดงตัวอย่างของ  $f_p(c)$  สำหรับค่า  $N=3$

ทฤษฎีบทที่ 2 ถ้าการเข้าถึงคุณสมบัติที่เหมาะสมตามกฎแทนด้วย  $p^*$  ซึ่งจะเหมาะสมสำหรับ  $Z(p) \geq_r Z(p^*)$  และถูกต้องตามกฎตามคุณสมบัติของ  $p$  แล้ว  $p^* = p^*$

พิสูจน์ สมมติว่าการเข้าถึงค่า  $p^*$  ตรงตามทฤษฎีบทที่ 1  $p^*$  มีคุณสมบัติที่เหมาะสมเพียงค่าเดียว ซึ่งจะเหมาะสมสำหรับ  $Z(p) \geq_r Z(p^*)$  และถูกต้องตามกฎตามคุณสมบัติของ  $p$  ซึ่ง  $p^*$  มีคุณสมบัติตรงตามกฎ เรามี  $Z(p^*) \geq_r Z(p^*)$  ในตรงกันข้าม  $Z(p^*) \geq_r Z(p^*)$  เป็นการแสดงให้เห็นว่า  $Z(p^*) \geq_r Z(p^*)$  ตามคุณสมบัติข้อ 2 รวมผลลัพธ์ข้างบนจะได้  $E[Z(p^*) - c]^+ = E[Z(p^*) - c]^+$  สำหรับทุกค่าของ  $c$ ,  $0 \leq c \leq C$  ตามลำดับ  $Z(p) \geq_r Z(p^*)$  สำหรับคุณสมบัติตามกฎของค่า  $p$  โดย  $p^*$  มีค่าเพียงค่าเดียว จะสรุปได้ว่า  $p^* = p^*$  พิสูจน์ทฤษฎีบทที่ 2

ตามทฤษฎีบทจะพิจารณาคุณสมบัติที่เหมาะสมของ  $J$ -state source

ทฤษฎีบทที่ 3 พิจารณา  $J$ -state source โดยกำหนดสมาชิกเซตคือ  $\{q, m, Y, J\}$  และให้  $m_j$

เป็นระดับค่าที่ใหญ่ที่สุด แต่จะเล็กกว่าหรือเท่ากับ  $m_j$  ให้  $m^*$  เป็นระดับค่าที่ใหญ่ที่สุด แต่จะใหญ่กว่าหรือเท่ากับ  $m_j$  ให้เซตของ

$Q = \{m_0, m_0^*, m_1, m_1^*, \dots, m_{j-1}, m_{j-1}^*\}$  คุณสมบัติที่เหมาะสมค่า  $p^*$  ของ  $J$ -state source จะใช้โดย

$$p_n^* = 1/[M_n - M_{n+1}] \left[ \sum_{k=n+1}^{J-1} q_k (m_k - M_{n+1})^+ - \sum_{k=0}^N p_k^* (M_k - M_{n+1}) \right], \text{ ถ้า } n \in \{j > 0: M_j \in Q\}$$

$$p_n^* = 0, \text{ ถ้า } n \in \{j > 0: M_j \notin Q\}$$

$$p_0^* = 1 - \sum_{n=1}^N p_n^*$$

พิสูจน์ สมการแรกเป็นตัวอย่างของ  $p_n^*$  สำหรับ  $n \in \{j > 0: M_j \in Q\}$  เป็นผลลัพธ์โดยตรงที่ได้จากทฤษฎีบทที่ 1 ตัวอย่างเช่น นิยามสำหรับ  $p_n^*$  จะแก้สมการจาก  $E[Z(p) - M_{n+1}]^+ = E[Y - M_{n+1}]^+$

ดังนั้นจะพิสูจน์สมการที่สอง คือ  $p_n^* = 0$  ถ้า  $n \in \{j > 0: M_j \notin Q\}$  สมมติว่าเซต  $\{j > 0: M_j \notin Q\}$  ไม่มีค่าว่าง มี  $m_{n+1} \leq M_{n+1} < M_n < M_{n+1}^* \leq m_{n+1}$  สำหรับบางค่าของ  $j$  จากทฤษฎีบทที่ 1 (แทนค่าของ  $i$ , ด้วย  $i=n-1, n$  และ  $n+1$ ) จะได้

$$\sum_{k=n+1}^{J-1} q_k (m_k - M_{n+1}) = p_n^* (M_n - M_{n+1}) + \sum_{k=j}^N p_k^* (M_k - M_{n+1}) \tag{5}$$

$$\sum_{k=j}^{J-1} q_k (m_k - M_n) = \sum_{k=n+1}^N p_k^* (M_k - M_n) \tag{6}$$

$$\sum_{k=j}^{J-1} q_k (m_k - M_{n+1}) = \sum_{k=n+1}^N p_k^* (M_k - M_{n+1}) \tag{7}$$

เอกสารนี้เป็นเอกสารที่สงวนไว้สำหรับการใช้งานเพื่อการศึกษาเท่านั้น ไม่อนุญาตให้นำไปใช้ประโยชน์ด้านการค้าไม่ว่ากรณีใดๆทั้งสิ้น อีกทั้งห้ามมิให้ตัดแปลงเนื้อหา และต้องอ้างอิงถึงเจ้าของเอกสารทุกครั้งที่มีการนำไปใช้

รวม (5) และ (6) จะได้

$$\sum_{k=n+1}^{J-1} q_k(m_k - M_{n+1}) = p_n^*(M_n - M_{n+1}) - \sum_{k=j}^N p_k^*(M_n - M_{n+1}) \quad (8)$$

ซึ่งแสดงได้ว่า

$$p_n^* - \left[ \sum_{k=j}^{J-1} q_k - \sum_{k=n+1}^N p_k^* \right] = 0$$

จะคล้ายกันจาก (6) และ (7) จะได้

$$\sum_{k=j}^{J-1} q_k - \sum_{k=n+1}^N p_k^* \quad (9)$$

ในที่สุดจะเปรียบเทียบ สมการ (8) และ (9) มี  $p_n^* = 0$  พิสูจน์ทฤษฎีที่ 3

ผลลัพธ์ที่ได้จากทฤษฎีที่ 3 จะเป็นคุณสมบัติที่เหมาะสมสำหรับเวอร์ชันของ J-state source ซึ่งจะมีสถานะ state  $2J+1$  state การประมวลผลที่ซับซ้อนในการจองทรัพยากรอาจจะขึ้นอยู่กับสัดส่วนตามจำนวนของสถานะ state ของเวอร์ชัน เป็นสิ่งหนึ่งที่จะอาจช่วยลดการใช้ประโยชน์ของทรัพยากรให้น้อยลง ตามทฤษฎีสถานะ state ตามคุณสมบัติย่อยของอัลกอริทึมที่เหมาะสมซึ่งเป็นผลลัพธ์ใน pseudosource จะมีสถานะ state  $J+1$  state ตามคุณสมบัติย่อยของอัลกอริทึมที่เหมาะสมจะใช้ได้ดีถ้าระดับคุณสมบัติถูกกฎตาม  $M_0, m_0^*, m_1^*, \dots$  และ  $m_{j+1}^*$

ทฤษฎีที่ 4 สำหรับ J-state สมาชิกของเซตคือ  $\{q, m, Y, J\}$  ถ้าตามระดับคุณสมบัติที่ถูกกฎตาม  $M_0, m_0^*, m_1^*, \dots$  และ  $m_{j+1}^*$  แล้ว คุณสมบัติที่เหมาะสมของ  $p^*$  จะคำนวณโดย

$$\sum_{k=0}^{J-1} p_{k+1}^*[m_k^* - m_1^*] = \sum_{k=0}^{J-1} q_k[m_k^* - m_1^*]$$

$$, 0 \leq i \leq J-2$$

$$\sum_{k=0}^{J-1} p_{k+1}^*[m_k^* - M_0^*] = \sum_{k=0}^{J-1} q_k[m_k^* - M_0^*]$$

$$p_0^* = \sum_{i=1}^{J-1} p_i^*$$

ถ้า  $m_i^* < m_j^*$  สำหรับ  $i < j$  แล้ว

ผลลัพธ์คือ

$$p_j^* = [m_{j-1} - m_{j-2}^*] / [m_{j-1}^* - m_{j-2}^*] \times [q_{j-1}]$$

$$p_i^* = [1 / (m_{i-1}^* - m_{i-2}^*)] \times \left[ \sum_{k=i}^{J-1} q_k (m_k - m_{i-2}^*) \right]$$

$$\sum_{k=i-1}^{J-1} p_{k+1}^*(m_k^* - m_{i-2}^*)], \text{ สำหรับ } i=2, \dots, J-1$$

$$p_i^* = [1 / (m_0^*)] \times \left[ \sum_{k=0}^{J-1} q_k m_k - \sum_{k=1}^N p_{k+1}^* m_k^* \right]$$

$$p_0^* = 1 - \sum_{i=1}^J p_i^*$$

พิสูจน์ทฤษฎีที่ 4 จะคล้ายกับทฤษฎีที่ 1 ดังนั้นจึงเป็นที่ยอมรับ

ตามทฤษฎี 2 ทฤษฎีที่พิสูจน์ผลรวมของคุณสมบัติที่เหมาะสมสำหรับ traffic ถ้าคุณสมบัติที่เหมาะสมสำหรับการแยกแยะจากกัน การประเมินความน่าจะเป็นของการสูญเสียบนพื้นฐานของ pseudosource บนขอบเขตที่เหนือกว่าการประเมินบนพื้นฐานของ source จริง พิจารณาแหล่งเกิด traffic  $K$  คือ  $X_1, X_2, \dots$  และ  $X_K$  และให้  $p_i$  เป็นคุณสมบัติที่ถูกกฎสำหรับ  $X_i$  และ  $p_i^*$  แทนคุณสมบัติที่เหมาะสม ตามทฤษฎี  $Z_i(p_i)$  แทน traffic ที่สร้างโดย pseudosource ตามคุณสมบัติของ  $p_i$  พิสูจน์ทฤษฎีที่ 5 และ ทฤษฎีที่ 6 จะเป็นที่ยอมรับ

ทฤษฎีที่ 5 หลักคือ  $E(\sum_{i=1}^K Z_i(p_i) - c)^+ \geq E(\sum_{i=1}^K X_i - c)^+$  สำหรับทุกค่าของ c

ทฤษฎีที่ 6 หลักคือ  $E(\sum_{i=1}^K Z_i(p_i^*) - c)^+ \leq E(\sum_{i=1}^K Z_i(p_i) - c)^+$  สำหรับทุกค่าของ c

และ  $E(\sum_{i=1}^K Z_i(p_i^*)) = E(\sum_{i=1}^K X_i)$

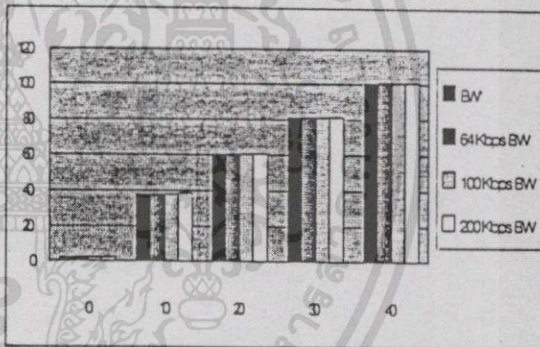
ตารางที่ 1

การจองความกว้างของสัญญาณ โดยจำนวน Type I source จำนวน 100 (Unit of BW\*\* และ BW Mb/s)

จำนวน Type II source	BW*	64 Kbps BW	1 Kbps BW	200 Kbps BW
0	2.25	2.25	2.25	2.25
10	37.75	37.92	37.91	38.17
20	60.47	60.77	60.56	60.67
30	80.84	81.23	81.01	81.11
40	100.39	100.88	100.60	100.68

3.วิธีการทางตัวเลขและผลการทดลอง

ทดสอบโดยใช้ความจุของการเชื่อมโยง 100 Mb/s ของบริษัทยูไนเต็ดอินฟอร์เมชันไฮเวย์ จะคำนวณระดับของ unit rate แทนโดย u ถ้า u = 100 kb/s และ  $M_i = i \times 100$  และ  $0 \leq i \leq 10000$  โดยความกว้างของสัญญาณที่จอง ( $M_i$ ) จะเป็นผลคูณของ u พิจารณาจากสอง traffic sources คือชนิดที่ I และชนิดที่ II แทนโดยเซตของ  $\{q_1, m_1, Y_1, 2\}$  และ  $\{q_2, m_2, Y_2, 3\}$  ตามลำดับ จะได้ค่า  $m_1 = [0 \ 64] \text{ kb/s}$ ,  $q_1 = [0.45 \ 0.25]$ ,  $m_2 = [1 \ 1.53 \ 4] \text{ Mb/s}$  และ  $q_2 = [0.2 \ 0.35 \ 0.07]$  ขนาดบัฟเฟอร์ของระบบมัลติเพล็กซ์จะนำมาพิจารณาและหาความน่าจะเป็นของเซตที่สูญเสียมตาม QoS ค่าความคลาดเคลื่อนที่ใช้ส่วนมากจะอยู่ที่  $10^{-9}$  ลักษณะของคุณสมบัติย่อยที่เหมาะสมตามสภาวะของ state ในทฤษฎีที่ 4

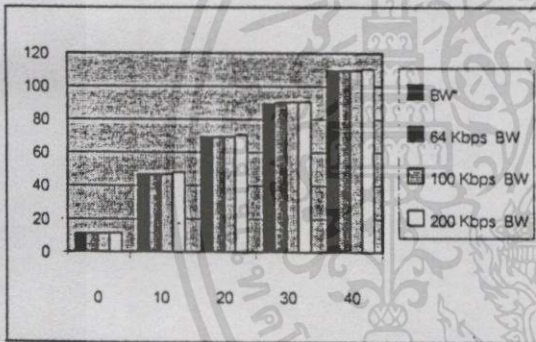


รูปที่ 3 กราฟแสดงความสัมพันธ์ระหว่างจำนวน Type II source และความกว้างของสัญญาณที่ใช้ที่ระดับ unit rate 100 Kbp/s

ตารางที่ 2

การจองความกว้างของสัญญาณ โดย  
จำนวน Type I source 500 (Unit of BW\*\* และ BW  
Mb/s)

จำนวน Type II source	BW*	64 Kbps BW	100 Kbps BW	200 Kbps BW
0	11.24	11.24	11.24	11.24
10	46.88	47.08	47.25	48.10
20	69.36	69.66	69.64	70.21
30	89.78	90.17	90.08	90.56
40	109.33	109.82	109.66	110.0

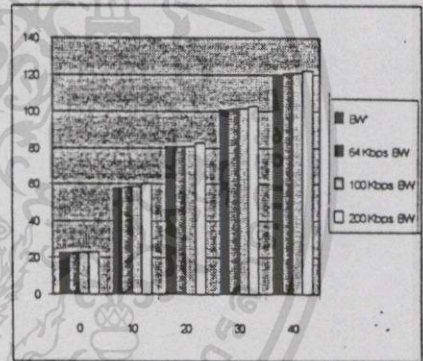


รูปที่ 4 กราฟแสดงความสัมพันธ์ระหว่าง  
จำนวน Type II source และความกว้างของ  
สัญญาณที่ใช้ที่ระดับ unit rate 500 Kbp/s

ตารางที่ 3

การจองความกว้างของสัญญาณ โดย  
จำนวน Type I source 1000 (Unit of BW\*\*  
และ BW Mb/s)

จำนวน Type II source	BW*	64 Kbps BW	100 Kbps BW	200 Kbps BW
0	22.48	22.48	22.48	22.48
10	58.27	58.46	58.58	60.38
20	80.58	80.87	81.06	82.17
30	100.99	101.39	101.47	102.40
40	120.55	121.04	121.02	121.84

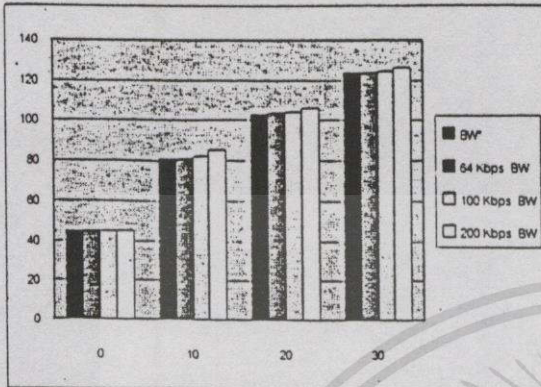


รูปที่ 5  
กราฟแสดงความสัมพันธ์ระหว่างจำนวน Type II source  
และความกว้างของสัญญาณที่ใช้ที่ระดับ unit rate 1000  
Kbp/s

ตารางที่ 4

การความกว้างของสัญญาณ โดยจำนวน  
Type I source 2000 (Unit of BW\*\* และ BW Mb/s)

จำนวน Type II source	BW*	64 Kbps BW	100 Kbps BW	200 Kbps BW
0	44.97	44.97	44.97	44.97
10	81.08	81.21	82.09	84.88
20	103.14	103.43	103.99	106.11
30	123.50	123.90	124.29	126.09



รูปที่ 6 กราฟแสดงความสัมพันธ์ระหว่าง  
Type II source และความกว้างของสัญญาณที่ใช้  
ที่ระดับ unit rate 2000 Kbp/s

ในตารางที่ 1 ถึง 4 แสดงการจองความ  
กว้างของสัญญาณ ตามค่าที่เปลี่ยนสำหรับ Type I  
และ Type II source ค่าที่ได้ในตารางคอลัมน์ที่ 2  
BW\* จะแทนค่าน้อยที่สุดของการจองความกว้าง  
ของสัญญาณ(bandwidth) ที่ร้องขอตาม QoS  
สมมติว่าความกว้างของสัญญาณ(bandwidth) มี  
ปริมาณน้อย สำหรับปริมาณระบบค่าน้อยที่สุดของ

ความกว้างของสัญญาณ(bandwidth) ที่ร้องขอจะ  
แทนด้วย BW สามารถจะปรับปรุงเปอร์เซ็นต์ของ  
การสูญเสียซึ่งนิยามโดย  $(BW - BW^*)/BW^*$  เป็น  
ค่าที่น้อยสุดในกรณีนี้ อาจจะเป็นไปได้ที่จะเลือก  
ค่า  $u$  ที่มีขนาดใหญ่ในกระบวนการจองความกว้าง  
ของสัญญาณ(bandwidth) เพื่อใช้ประโยชน์  
ทรัพยากร

### สรุป

สิ่งที่ได้นำเสนอในงานวิจัยนี้เป็นวิธีการ  
หนึ่ง ในการศึกษาความไวของการเปลี่ยนแปลง  
ที่ทำให้เกิดความล่าช้าใน traffic ที่ไหล คุณ  
ลักษณะบางประการอาจจะไม่เหมือนกับ traffic  
จริงๆ ขอบเขตของpseudosource ที่ใช้ในเครือ  
ข่ายเพื่อจองทรัพยากรจะเป็นวิธีที่เหมาะสมในการ  
ใช้ทรัพยากรเครือข่าย และวิธีการทางตัวเลขจะ  
แสดงให้เห็นถึงการใช้มัลติเพล็กซ์เซอร์ ในการจอง  
ช่องสัญญาณจาก pseudosource จะมีการใช้ของ  
สัญญาณที่น้อยกว่า QoS บัพเฟอร์มีผลกระทบต่อ  
การใช้ของระบบเครือข่าย

### เอกสารอ้างอิง

1. J.Y.Hui, "Resource allocation for boardband networks," IEEE J. Select Area Commun, vol 47, Aug 1996.
2. R.L.Cruz, "A calculus for network delay, part I: Network elements in isolation," IEEE Tran. Inform. Theory, vol 56 Nov 1994.
3. Ucom Training Center, "Nokia Access Products for UIH," United Communication Industry Public Company Limited, 1991
4. Database and System Planning "มาตรฐานการติดตั้งและอุปกรณ์", United Information High Way Public Company Limited, 2539

## ประวัติผู้เขียน

ชื่อ-นามสกุล	นายเสน่ห์ สงบแท้
วัน เดือน ปี	6 พฤศจิกายน 2514
สถานที่เกิด	จังหวัดกรุงเทพฯ
ประวัติการศึกษา	
ปีการศึกษา 2538	ปริญญาวิทยาศาสตรบัณฑิต สาขาวิชาวิทยาการคอมพิวเตอร์ประยุกต์ สถาบันเทคโนโลยีพระจอมเกล้าพระนครเหนือ
ปีการศึกษา 2539	ปริญญาบริหารธุรกิจบัณฑิต สาขาวิชาบริหารทั่วไป มหาวิทยาลัยรามคำแหง
ปีการศึกษา 2544	ปริญญาวิศวกรรมศาสตรมหาบัณฑิต สาขาวิชาวิศวกรรมไฟฟ้า สถาบันเทคโนโลยีพระจอมเกล้าเจ้าคุณทหารลาดกระบัง
ประวัติการทำงาน	
พ.ศ. 2539	ปฏิบัติงานในตำแหน่ง Customer Support บริษัทสหวิริยามหาชน จำกัด
พ.ศ. 2540	ปฏิบัติงานในตำแหน่ง โปรแกรมเมอร์ บริษัทคาต้าแมท
พ.ศ. 2541	ปฏิบัติงานในตำแหน่ง โปรแกรมเมอร์ระบบ บริษัทเน็ตเวิร์ค โซลูชั่น
พ.ศ. 2543-ปัจจุบัน	ปฏิบัติงานในตำแหน่ง โปรแกรมเมอร์ บริษัทยูไนเต็ด อินฟอรมะชั่น ไฮร์เวย์ จำกัด