

การมอดูเลตแบบปริภูมิ-เวลาเชิงดิฟเฟอเรนเชียลที่เข้ารหัสเทอร์โบสำหรับช่องสัญญาณเฟดดิ้ง  
แบบมีสหสัมพันธ์ทางเวลา



นายปรมินทร์ แสงวงศ์งาม

สถาบันวิทยบริการ

จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย

วิทยานิพนธ์นี้เป็นส่วนหนึ่งของการศึกษาตามหลักสูตรปริญญาวิศวกรรมศาสตรมหาบัณฑิต

สาขาวิชาวิศวกรรมไฟฟ้า ภาควิชาวิศวกรรมไฟฟ้า

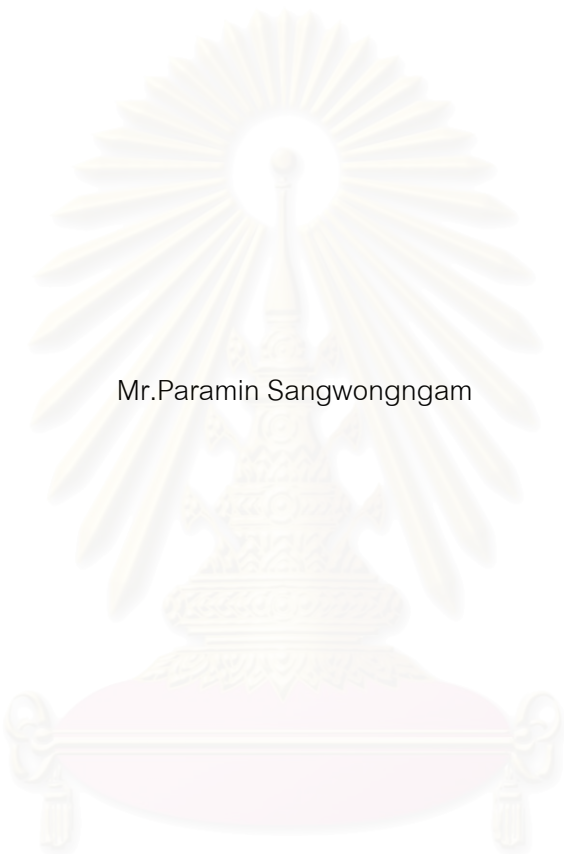
คณะวิศวกรรมศาสตร์ จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย

ปีการศึกษา 2547

ISBN 974-17-6919-9

ลิขสิทธิ์ของจุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย

TURBO-CODED DIFFERENTIAL SPACE-TIME MODULATION FOR TEMPORALLY  
CORRELATED FADING CHANNELS



Mr.Paramin Sangwongngam

สถาบันวิทยบริการ  
จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย

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

Department of Electrical Engineering

Faculty of Engineering

Chulalongkorn University

Academic Year 2004

ISBN 974-17-6919-9

หัวข้อวิทยานิพนธ์	การมอดูเลตแบบปริภูมิ-เวลาเชิงดิฟเฟอเรนเชียลที่เข้ารหัสเทอร์โบ
	สำหรับช่องสัญญาณเฟดดิ้งแบบมีสหสัมพันธ์ทางเวลา
โดย	นายปรมินทร์ แสงวงษ์งาม
สาขาวิชา	วิศวกรรมไฟฟ้า
อาจารย์ที่ปรึกษา	รองศาสตราจารย์ ดร.ลัญฉกร วุฒิสีทธิกุลกิจ
อาจารย์ที่ปรึกษาร่วม	อาจารย์ สุวิทย์ นาคพีระยุทธ
อาจารย์ที่ปรึกษาร่วม	ดร.ศักดิ์ เสกขุนทด

คณะวิศวกรรมศาสตร์ จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย อนุมัติให้บัณฑิตวิทยาลัย  
เป็นส่วนหนึ่งของการศึกษาตามหลักสูตรปริญญาวิทยาศาสตรบัณฑิต

..... คณบดีคณะวิศวกรรมศาสตร์  
(ศาสตราจารย์ ดร.ดิเรก ลาวัณย์ศิริ)

คณะกรรมการสอบวิทยานิพนธ์

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

..... อาจารย์ที่ปรึกษา  
(รองศาสตราจารย์ ดร.ลัญฉกร วุฒิสีทธิกุลกิจ)

..... อาจารย์ที่ปรึกษาร่วม  
(อาจารย์ สุวิทย์ นาคพีระยุทธ)

..... อาจารย์ที่ปรึกษาร่วม  
(ดร.ศักดิ์ เสกขุนทด)

..... กรรมการ  
(รองศาสตราจารย์ ดร.วาทิต เบญจพลกุล)

นายปรมินทร์ แสงวงษ์งาม : การมอดูเลตแบบปริภูมิ-เวลาเชิงดิฟเฟอเรนเชียลที่เข้ารหัสเทอร์โบ  
สำหรับช่องสัญญาณเฟดดิ้งแบบมีสหสัมพันธ์ทางเวลา (TURBO-CODED DIFFERENTIAL  
SPACE-TIME MODULATION FOR TEMPORALLY CORRELATED FADING  
CHANNELS) อ.ที่ปรึกษา : รองศาสตราจารย์ ดร.ลัญจกร วุฒิสีทธิกุลกิจ, อ.ที่ปรึกษาร่วม :  
อาจารย์ สุวิทย์ นาคพิระยุทธ, อ.ที่ปรึกษาร่วม : ดร.ศักดิ์ เสกขุนทด 98 หน้า. ISBN 974-17-  
6919-9.

วิทยานิพนธ์ฉบับนี้ได้มีการเสนอและประเมินวิธีการใหม่จำนวนสองวิธีการสำหรับการถอดรหัส  
ร่วมกันแบบวนซ้ำของการต่อกันแบบอนุกรมของรหัสเทอร์โบและการมอดูเลตเชิงปริภูมิ-เวลาแบบ  
ดิฟเฟอเรนเชียลที่เข้ารหัสปริภูมิ-เวลาแบบยูนิแทรีและกรุปภายใต้ช่องสัญญาณเฟดดิ้งแบบมีสหสัมพันธ์  
ทางเวลา และตั้งข้อสมมติว่า ทั้งภาคส่งและภาครับไม่ทราบข่าวสารสถานะของช่องสัญญาณ วิธีการ  
แรกซึ่งเรียกว่า วิธีการที่ 1 ได้ใช้ประโยชน์จากระบบดั้งเดิมเพิ่มขึ้นด้วยการเลือกเข้ารหัสปริภูมิ-เวลาที่มี  
คุณสมบัติยูนิแทรีและกรุปโดยที่รหัสประเภทนี้จะมีโครงสร้างเทอร์ลิสเมื่อใช้กับการมอดูเลตแบบดิฟ-  
เฟอเรนเชียล ข่าวสารเอ็กซ์ทรีนซิกของสัญลักษณ์การมอดูเลตสามารถหาได้จากการคำนวณโดยตัว  
ตรวจวัดที่มีชื่อเรียกว่า ตัวดีมอดูเลตเอพียี ซึ่งจำเป็นต้องหานิพจน์การคำนวณขึ้นมาใหม่ให้สอดคล้อง  
กับระบบที่ศึกษา ส่วนวิธีการอีกวิธีการหนึ่งซึ่งเรียกว่า วิธีการที่ 2 ได้ประยุกต์ใช้หลักการจัดบิตเพิ่มเข้า  
มาจากวิธีการที่ 1 ซึ่งมีนิยามว่า การจัดบิตซีสตีแมติกและบิตแพริตีในลักษณะที่ยังสามารถทำงานได้ดี  
ภายใต้ช่องสัญญาณที่เฟดดิ้งมีการเปลี่ยนแปลงรวดเร็วได้

จากผลการจำลองแบบด้วยคอมพิวเตอร์พบว่า ระบบที่ใช้วิธีการที่เสนอทั้งสองวิธีมีสมรรถนะที่  
ดีกว่าระบบที่ใช้วิธีการดั้งเดิมในช่วงอัตราความผิดพลาดบิตสูงถึงปานกลางแต่มีข้อเสียคือ มีความ  
ซับซ้อนของการคำนวณที่สูงกว่า อย่างไรก็ตาม จากผลการจำลองแบบยังพบว่า ระบบที่ใช้วิธีการที่ 1  
ไม่สามารถทำงานได้ดีขึ้นในกรณีที่เฟดดิ้งมีการเปลี่ยนแปลงอย่างรวดเร็ว ขณะที่ระบบที่ใช้วิธีการที่ 2  
ยังสามารถทำงานได้ดี นอกเหนือจากผลการเปรียบเทียบสมรรถนะระหว่างวิธีการเดิมและวิธีการที่  
เสนอ ยังได้มีการศึกษาผลกระทบจากพารามิเตอร์ของระบบบางพารามิเตอร์อย่างเป็นระบบเพื่อ  
ประเมินอิทธิพลของพารามิเตอร์เหล่านี้ต่อสมรรถนะของระบบที่ใช้วิธีการที่เสนอทั้งสองวิธี

ภาควิชา	วิศวกรรมไฟฟ้า	ลายมือชื่ออนิสิต .....
สาขาวิชา	วิศวกรรมไฟฟ้า	ลายมือชื่ออาจารย์ที่ปรึกษา .....
ปีการศึกษา	2547	ลายมือชื่ออาจารย์ที่ปรึกษาร่วม .....
		ลายมือชื่ออาจารย์ที่ปรึกษาร่วม .....

# # 4470391321 : MAJOR ELECTRICAL ENGINEERING

KEY WORDS: TURBO CODES / SPACE-TIME CODES / DIFFERENTIAL MODULATION / JOINT ITERATIVE DECODING / CORRELATED FADING

PARAMIN SANGWONGNGAM : TURBO-CODED DIFFERENTIAL SPACE-TIME MODULATION FOR TEMPORALLY CORRELATED FADING CHANNELS. THESIS ADVISOR : ASSOC. PROF. LUNCHAKORN WUTTISITTIKULKIJ, Ph.D., THESIS CO-ADVISOR : SUVIT NAKPEERAYUTH, THESIS CO-ADVISOR : SAK SEGKHOONTHOD, Ph.D., 98 pp. ISBN 974-17-6919-9.

In this thesis, two new techniques for joint iterative decoding of serial concatenation of turbo codes and differential space-time modulation based on unitary space-time group codes are proposed and evaluated, under temporally correlated fading channels, assuming no Channel State Information (CSI) at both of the transmitter and the receiver. The first approach which is referred to as Scheme 1 takes advantage of the conventional system by exploiting the unitary space-time group codes which possess trellis structure of differential modulation. The extrinsic information of modulation symbols is calculated from this trellis structure by using a detector called an *a posteriori* probability (APP) demodulator which has to be accordingly derived. The second approach which is referred to as Scheme 2 further applies proposed rules of bit arrangement which is defined as arranging systematic and parity bits in the way that can overcome rapidly correlated fading to the first one.

According to the computer simulation results, both of the proposed methods are superior to the conventional one at high to medium-bit-error rates, at the expense of more complexity. However, from the simulation results, Scheme 1 cannot provide better performance under rapidly fading, whereas Scheme 2 can consistently perform well. Moreover, the effect of a range of system parameters is investigated in a systematic fashion, in order to evaluate their performance influence over our two proposed techniques.

Department	Electrical Engineering	Student's signature .....
Field of study	Electrical Engineering	Advisor's signature .....
Academic year	2004	Co-advisor's signature .....
		Co-advisor's signature .....

## กิตติกรรมประกาศ

วิทยานิพนธ์ฉบับนี้จะสำเร็จลุล่วงได้ด้วยดีมิได้ หากปราศจากการความช่วยเหลือของท่านทั้งหลายดังต่อไปนี้

ขอกราบขอบพระคุณ รศ.ดร.ลัญฉกร วุฒิสัทติกุลกิจ ดร.ศักดิ์ เสกขุนทด และอาจารย์ สุวิทย์ นาคพิระยุทธ อาจารย์ที่ปรึกษาวิทยานิพนธ์ ที่ได้ให้คำแนะนำ รวมทั้งข้อคิดเห็นต่างๆ ตลอดระยะเวลาในการวิจัยมาด้วยดีตลอด โดยเฉพาะ รศ.ดร.ลัญฉกร วุฒิสัทติกุลกิจ อาจารย์ที่ปรึกษาวิทยานิพนธ์หลักผู้เมตตาให้โอกาสอันสำคัญยิ่งแก่ข้าพเจ้าได้ทำงานวิจัยในด้านนี้ และยังทุ่มเทเอาใจใส่ดูแลข้าพเจ้าอย่างดีเยี่ยม ข้าพเจ้ายังคงจดจำถึงวันแต่ละวันที่ท่านได้กรุณาช่วยเหลือข้าพเจ้าเพื่อแก้ปัญหาต่าง ๆ ที่เกิดขึ้นจนถึงเวลา 23.00 น. จำนวนหลายครั้งหลายคราประหนึ่งมีรู้เห็นเหนื่อย ท่านไม่เพียงแต่สอนวิธีการและหลักปรัชญาในการวิจัยแต่ยังครอบคลุมไปถึงหลักการดำเนินชีวิตที่สำคัญทั้งด้วยการกล่าวเป็นวาจาและการกระทำเป็นแบบอย่างแก่ข้าพเจ้าอันเป็นประโยชน์อย่างยิ่งต่อการวิจัย ณ จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัยและการดำเนินชีวิตในกายภาคหน้า

ขอกราบขอบพระคุณคณาจารย์ทั้งหลายที่ได้ประสิทธิ์ประสาทวิชาแก่ข้าพเจ้าตั้งแต่เริ่มศึกษาเล่าเรียนเป็นต้นมาจนจบจนได้ศึกษาและทำงานวิจัย ณ จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัยแห่งนี้

ขอขอบคุณ คุณพิสิฐ วณิชชานันท์ รุ่นพี่ผู้ซึ่งคิดและดำเนินชีวิตอย่างมีสติตลอดเวลาและอย่างมีหลักเหตุผลที่แข็งแกร่งมาก นอกจากความกรุณาในการช่วยเหลือแก้ปัญหาที่เกิดขึ้นในระหว่างทำงานวิจัยแล้ว พี่พิสิฐยังเมตตาให้ความรู้ทั้งทางวิชาการ ตลอดจนแนวคิดในการวิจัย การทำงาน และการดำเนินชีวิตที่สำคัญต่าง ๆ มากมาย เป็นเหตุให้ข้าพเจ้าสามารถปรับเปลี่ยนทัศนคติหลักวิธีการคิด หลักการทำงาน และหลักดำเนินชีวิตไปในทางที่พัฒนาขึ้นกว่าเดิม

ขอขอบคุณบรรดารุ่นพี่ เพื่อนรุ่นเดียวกันรวมถึงรุ่นน้องทุกคนที่สังกัดห้องปฏิบัติการระบบโทรคมนาคมชั้น 13 ตึกเจริญวิศวกรรม ที่ได้ให้ข้อคิดเห็นอันเป็นประโยชน์ และที่สำคัญทำให้ชีวิตการเรียนและการวิจัยที่จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัยเต็มไปด้วยคุณค่าความหมายอันเป็นความทรงจำน่าประทับใจที่ข้าพเจ้าจะจดจำไว้มิเสื่อมเลือน รวมถึงห้องปฏิบัติการโทรคมนาคมอันเป็นสถานที่ทำงานวิจัยที่ได้อำนวยความสะดวกในการทำวิทยานิพนธ์ให้สำเร็จลุล่วงไปได้ด้วยดี

ขอขอบคุณสถาบันบัณฑิตวิทยาศาสตร์และเทคโนโลยี สำนักงานพัฒนาวิทยาศาสตร์และเทคโนโลยีแห่งชาติ ที่ให้การสนับสนุนทุนการศึกษาและวิจัย ในช่วงปีการศึกษา 2546–2547

สุดท้ายขอกราบขอบพระคุณบิดามารดาของข้าพเจ้าผู้ซึ่งเป็นพรหมของบุตรโดยแท้ ข้าพเจ้ามิอาจบรรยายถึงความสำนึกขอบคุณต่อทุกสิ่งที่ท่านมอบให้ได้ด้วยถ้อยคำใด ๆ ที่พอกกล่าวได้คือท่านทั้งสองได้อุทิศหาหะเลียงดูแลอบรมสั่งสอนด้วยความรัก ประพฤติตนเป็นแบบอย่างที่ดี ให้โอกาสตลอดจนการสนับสนุนอย่างเต็มกำลัง รวมถึงอภัยในความผิดทั้งหลายแก่ตัวข้าพเจ้าเสมอมา





บทที่	หน้า
2.3.3.1 รหัสกรุป (group code) .....	21
2.3.3.2 ขั้นตอนการมอดูเลตเชิงปริภูมิ-เวลาแบบดิฟเฟอเรนเชียลครั้งเดียว ..	22
2.3.3.3 นิพจน์ตัวตรวจวัด .....	23
2.3.3.4 ความน่าจะเป็นของความผิดพลาดเฉพาะคู่ และเกณฑ์การ ออกแบบ .....	24
2.4 รหัสเทอร์โบ (turbo code) .....	25
2.4.1 ตัวเข้ารหัสเทอร์โบ .....	26
2.4.2 ตัวถอดรหัสเทอร์โบ .....	26
2.4.2.1 โครงสร้างของตัวถอดรหัสเทอร์โบ .....	27
2.4.2.2 ขั้นตอนวิธี BCJR (BCJR algorithm) .....	27
2.4.2.3 ชนิดของข่าวสาร .....	29
2.4.2.4 หลักการถอดรหัสแบบวนซ้ำ .....	30
3 การมอดูเลตแบบปริภูมิ-เวลาเชิงดิฟเฟอเรนเชียลที่เข้ารหัสเทอร์โบ .....	31
3.1 โครงสร้างของภาคส่ง .....	31
3.1.1 ตัวสลับลำดับของช่องสัญญาณ .....	32
3.1.2 การเข้าคู่ (mapping) .....	32
3.2 ช่องสัญญาณแบบเฟดดิ้ง .....	34
3.3 โครงสร้างของภาครับ .....	35
3.3.1 หน่วยคำนวณเมตริกช่องสัญญาณ (metric computation unit) .....	35
3.3.2 ตัวถอดรหัสมอดูเลชัน (modulation decoder) .....	36
3.3.3 ตัวแปลงข่าวสาร 1 (information transformer 1) .....	36
3.3.4 ตัวดีมัลติเพล็กซ์ (demultiplexer หรือย่อว่า DEMUX) และตัวดีฟังเจอร์ (de-puncturer) .....	37
3.3.5 ตัวถอดรหัสเทอร์โบ .....	37
3.3.6 ตัวแปลงข่าวสาร 2 (information transformer 2) .....	39
4 ระบบที่เสนอ .....	40



บทที่	หน้า
4.1	วิธีการที่ 1 (Scheme 1) ..... 40
4.1.1	โครงสร้างของภาคส่ง ..... 40
4.1.2	โครงสร้างของภาครับ ..... 42
4.1.2.1	ตัวดีมอดูเลตเอพีพี ..... 43
4.1.2.2	ตัวแปลงข่าวสาร 1 ..... 44
4.2	วิธีการที่ 2 (Scheme 2) ..... 44
4.2.1	โครงสร้างของภาคส่ง ..... 46
4.2.1.1	ตัวเข้ารหัสเทอร์โบและตัวสลับลำดับบิดกลับ $\pi^{-1}$ ..... 46
4.2.1.2	ตัวฟังก์เจอร์ ..... 46
4.2.1.3	ตัวสลับลำดับ $\Lambda$ ..... 47
4.2.1.4	ตัวสลับลำดับ $\Omega$ ..... 47
4.2.1.5	การดำเนินการกับบิดปลายทั้งบิดข้อมูลปลายและบิดแพริตีปลาย ..... 48
4.2.2	โครงสร้างของภาครับ ..... 49
4.2.2.1	ตัวแปลงข่าวสาร 1 ..... 49
4.2.2.2	ตัวดีมัลติเพล็กซ์และตัวดีฟังก์เจอร์ ..... 51
4.2.2.3	ตัวถอดรหัสเทอร์โบ ..... 52
4.2.2.4	ตัวแปลงข่าวสาร 2 ..... 53
4.3	ความซับซ้อนทางการคำนวณ (computational complexity) ..... 54
5	ผลการทดสอบ ..... 59
5.1	การจำลองระบบ ..... 59
5.2	ผลการทดสอบสมรรถนะ ..... 60
5.2.1	แบบช่องสัญญาณมีการเปลี่ยนแปลงระหว่างบล็อกในแต่ละสล็อตเวลา ..... 60
5.2.2	แบบเฟดดิ้งคล้ายสถิติ ..... 67
5.3	ผลการทดสอบผลกระทบจากการเปลี่ยนค่าพารามิเตอร์ ..... 71
5.3.1	ผลของจำนวนสายอากาศรับที่มีต่อสมรรถนะของระบบถอดรหัส ..... 71
5.3.2	ผลของจำนวนรอบในการถอดรหัสแบบวนซ้ำที่มีต่อสมรรถนะของระบบ ถอดรหัส ..... 74

บทที่	หน้า
5.3.3 ผลของขนาดของบล็อกข้อมูลที่มีต่อสมรรถนะของระบบถอดรหัส .....	74
5.3.4 ผลของขนาดของหน่วยความจำของซีพียูที่รีจิสเตอร์ที่มีต่อสมรรถนะของ ระบบถอดรหัส .....	76
5.3.5 ผลของตัวเข้ารหัสย่อยที่มีต่อสมรรถนะของระบบถอดรหัส .....	79
6 บทสรุปและข้อเสนอแนะ .....	82
6.1 บทสรุป .....	82
6.2 ข้อเสนอแนะ .....	83
รายการอ้างอิง .....	85
ภาคผนวก .....	89
ภาคผนวก ก ตัวดีมอดูเลตเอพีพี .....	90
ภาคผนวก ข บทความทางวิชาการที่ได้รับการเผยแพร่แล้ว .....	93
ประวัติผู้เขียนวิทยานิพนธ์ .....	98

## สารบัญตาราง

ตารางที่		หน้า
3.1	ตัวอย่างหนึ่งที่เป็นไปได้ของการเข้าคู่กลุ่มบิตไปเป็นรหัสปริภูมิ-เวลาสำหรับในตัวอย่างที่ 3.1 .....	34
4.1	จำนวนของการคูณ (multiplication) ที่ใช้ในแต่ละรอบของการวนซ้ำของวิธีการดั้งเดิมและวิธีการที่ 1 .....	56
4.2	จำนวนของการหาร (division) ที่ใช้ในแต่ละรอบของการวนซ้ำของวิธีการดั้งเดิมและวิธีการที่ 1 .....	56
4.3	จำนวนของการบวก (addition) ที่ใช้ในแต่ละรอบของการวนซ้ำของวิธีการดั้งเดิมและวิธีการที่ 1 .....	57
4.4	จำนวนของการคูณ การหารและการบวกที่ใช้ในแต่ละรอบของการวนซ้ำของวิธีการดั้งเดิม วิธีการที่ 1 และวิธีการที่ 2 (ในรูปแบบการใช้งานที่กำหนดขึ้น) .....	57
4.5	จำนวนของฟลอปที่ใช้ในแต่ละรอบของการวนซ้ำของวิธีการดั้งเดิม วิธีการที่ 1 และวิธีการที่ 2 (ในรูปแบบการใช้งานที่กำหนดขึ้น) .....	58
5.1	ค่า $E_b/N_0$ โดยประมาณที่ค่า BER เท่ากับ $10^{-3}$ และ $10^{-5}$ กรณีการเปรียบเทียบสมรรถนะของวิธีการที่ 1 เมื่อจำนวนสายอากาศรับต่างกัน พิจารณากรณีที่ $B_d T$ เท่ากับ 0.01 ณ รอบการวนซ้ำรอบนอกที่ 10 .....	73
5.2	ค่า $E_b/N_0$ โดยประมาณที่ค่า BER เท่ากับ $10^{-3}$ และ $10^{-4}$ กรณีการเปรียบเทียบสมรรถนะของวิธีการที่ 2 เมื่อจำนวนสายอากาศรับต่างกัน พิจารณากรณีที่ $B_d T$ เท่ากับ 0.01 ณ รอบการวนซ้ำรอบนอกที่ 10 .....	73
5.3	รหัสคอนโวลูชันอัตรา 1/2 ซึ่งใช้เป็นตัวเข้ารหัสย่อยของรหัสเทอร์โบอัตรา 1/3 .....	77

## สารบัญรูป

รูปที่		หน้า
1.1	แผนภาพแบบบล็อกของรหัสต่อร่วมแบบอนุกรม .....	2
1.2	แผนภาพแบบบล็อกของภาคส่ง .....	5
1.3	แผนภาพแบบบล็อกของภาครับ .....	6
2.1	แบบจำลองของระบบ .....	9
2.2	แบบจำลองช่องสัญญาณ MIMO เฉพาะเมื่อพิจารณาสายอากาศรับสายอากาศหนึ่ง .....	9
2.3	ตัวเข้ารหัสเทอร์โบซึ่งใช้ตัวเข้ารหัส RSC (5,7) <sub>8</sub> จำนวน 2 ตัวเข้ารหัส .....	26
2.4	ตัวถอดรหัสเทอร์โบแบบอนุกรม .....	27
3.1	แผนภาพแบบบล็อกของโครงสร้างของภาคส่ง .....	32
3.2	แผนภาพแบบบล็อกของโครงสร้างของภาครับแบบไม่ร่วมกัน .....	36
3.3	แผนภาพแบบบล็อกของตัวถอดรหัสเทอร์โบ .....	38
4.1	ตัวเข้ารหัสดิฟเฟอเรนเชียล (differential encoder) .....	41
4.2	ส่วนย่อยของโครงสร้างเทรลลิส (trellis section) ของตัวเข้ารหัสดิฟเฟอเรนเชียล โดยแสดงการเลื่อนสถานะจากสถานะ $X_{k-1}$ ไปเป็น $X_k$ เมื่ออินพุตคือ $C_k$ และได้เอาท์พุตคือ $X_k$ .....	41
4.3	แผนภาพเทรลลิสเทรลลิสของรหัสควาเทอร์เนียนในตัวอย่างที่ 3.1 .....	42
4.4	แผนภาพแบบบล็อกของโครงสร้างของภาครับของวิธีการที่ 1 .....	42
4.5	แผนภาพแบบบล็อกของโครงสร้างของภาคส่งของวิธีการที่ 2 .....	46
4.6	ตัวฟังก์ชันอัตรา 3/2 .....	46
4.7	ตัวสลบลำดับ $\Lambda$ ของวิธีการที่ 2 .....	47
4.8	แผนภาพการเข้าคู่บิตข้อมูลไปเป็นรหัสปริภูมิ-เวลาของวิธีการที่ 2 .....	48
4.9	แผนผังตัวสลบลำดับ $\Omega$ ของวิธีการที่ 2 .....	48
4.10	แผนภาพการเข้าคู่บิตปลายไปเป็นรหัสปริภูมิ-เวลาของวิธีการที่ 2 .....	49
4.11	แผนภาพแบบบล็อกของโครงสร้างของภาครับของวิธีการที่ 2 .....	50
4.12	ตัวถอดรหัสเทอร์โบของวิธีการที่ 2 .....	51
5.1	สมรรถนะของระบบดั้งเดิมเมื่อ $B_d T_s$ เท่ากับ 0.01 .....	61
5.2	สมรรถนะของวิธีการที่ 1 เมื่อ $B_d T_s$ เท่ากับ 0.01 .....	61
5.3	สมรรถนะของวิธีการที่ 2 เมื่อ $B_d T_s$ เท่ากับ 0.01 .....	62
5.4	การเปรียบเทียบสมรรถนะของระบบดั้งเดิมและระบบที่เสนอเมื่อ $B_d T_s$ เท่ากับ 0.01 .....	62

รูปที่	หน้า
ณ รอบการวนซ้ำรอบนอกที่ 10.....	62
5.5 สมรรถนะของระบบดั้งเดิมเมื่อ $B_d T_s$ เท่ากับ 0.05.....	63
5.6 สมรรถนะของวิธีการที่ 1 เมื่อ $B_d T_s$ เท่ากับ 0.05.....	64
5.7 สมรรถนะของวิธีการที่ 2 เมื่อ $B_d T_s$ เท่ากับ 0.05.....	64
5.8 การเปรียบเทียบสมรรถนะของระบบดั้งเดิมและระบบที่เสนอเมื่อ $B_d T_s$ เท่ากับ 0.05 ณ รอบการวนซ้ำรอบนอกที่ 10.....	64
5.9 สมรรถนะของระบบดั้งเดิมเมื่อ $B_d T_s$ เท่ากับ 0.09.....	66
5.10 สมรรถนะของวิธีการที่ 1 เมื่อ $B_d T_s$ เท่ากับ 0.09.....	66
สมรรถนะของวิธีการที่ 2 เมื่อ $B_d T_s$ เท่ากับ 0.09.....	67
5.12 การเปรียบเทียบสมรรถนะของระบบดั้งเดิมและระบบที่เสนอเมื่อ $B_d T_s$ เท่ากับ 0.09 ณ รอบการวนซ้ำรอบนอกที่ 10.....	67
5.13 สมรรถนะของระบบดั้งเดิมเมื่อช่องสัญญาณเป็นแบบคล้ายสถิติ โดยที่ (ก) พิจารณา ในช่วงกว้าง และ (ข) พิจารณาโดยละเอียด.....	69
5.14 สมรรถนะของวิธีการที่ 1 เมื่อช่องสัญญาณเป็นแบบคล้ายสถิติ โดยที่ (ก) พิจารณาใน ช่วงกว้าง และ (ข) พิจารณาโดยละเอียด.....	69
5.15 สมรรถนะของวิธีการที่ 2 เมื่อช่องสัญญาณเป็นแบบคล้ายสถิติ โดยที่ (ก) พิจารณาใน ช่วงกว้าง และ (ข) พิจารณาโดยละเอียด.....	70
5.16 การเปรียบเทียบสมรรถนะของระบบดั้งเดิมและระบบที่เสนอเมื่อช่องสัญญาณเป็นแบบ คล้ายสถิติ ณ รอบการวนซ้ำรอบนอกที่ 3 โดยที่ (ก) พิจารณาในช่วงกว้างและ (ข) พิจารณาโดยละเอียด.....	71
5.17 การเปรียบเทียบสมรรถนะของวิธีการที่ 1 เมื่อจำนวนสายอากาศรับต่างกัน พิจารณา กรณี $B_d T_s$ เท่ากับ 0.01 ณ รอบการวนซ้ำรอบนอกที่ 10.....	72
5.18 การเปรียบเทียบสมรรถนะของวิธีการที่ 2 เมื่อจำนวนสายอากาศรับต่างกัน พิจารณา กรณี $B_d T_s$ เท่ากับ 0.01 ณ รอบการวนซ้ำรอบนอกที่ 10.....	72
5.19 การเปรียบเทียบสมรรถนะของวิธีการที่ 1 เมื่อขนาดของบล็อกข้อมูลต่างกัน พิจารณา กรณี $B_d T_s$ เท่ากับ 0.01 ณ รอบการวนซ้ำรอบนอกที่ 10.....	75
5.20 การเปรียบเทียบสมรรถนะของวิธีการที่ 2 เมื่อขนาดของบล็อกข้อมูลต่างกัน พิจารณา กรณี $B_d T_s$ เท่ากับ 0.01 ณ รอบการวนซ้ำรอบนอกที่ 10.....	76

## รูปที่

## หน้า

5.21	การเปรียบเทียบสมรรถนะของวิธีการที่ 1 เมื่อขนาดของหน่วยความจำของซีพียูจิสเตอร์ต่างกันคือ $v=2$ (RSC (5,7) <sub>8</sub> ) และ $v=4$ (RSC (21,37) <sub>8</sub> ) โดยที่ (ก) พิจารณากรณีที่ $B_dT_s$ เท่ากับ 0.01 (ข) พิจารณากรณีที่ $B_dT_s$ เท่ากับ 0.09.....	78
5.22	การเปรียบเทียบสมรรถนะของวิธีการที่ 2 เมื่อขนาดของหน่วยความจำของซีพียูจิสเตอร์ต่างกันคือ $v=2$ (RSC (5,7) <sub>8</sub> ) และ $v=4$ (RSC (21,37) <sub>8</sub> ) โดยที่ (ก) พิจารณากรณีที่ $B_dT_s$ เท่ากับ 0.01 (ข) พิจารณากรณีที่ $B_dT_s$ เท่ากับ 0.09.....	79
5.23	การเปรียบเทียบสมรรถนะของวิธีการที่ 1 เมื่อตัวเข้ารหัสย่อยต่างกันคือ (21,37) <sub>8</sub> และ (27,31) <sub>8</sub> พิจารณากรณีที่ $B_dT_s$ เท่ากับ 0.01.....	80
5.24	การเปรียบเทียบสมรรถนะของวิธีการที่ 1 เมื่อตัวเข้ารหัสย่อยต่างกันคือ (21,37) <sub>8</sub> และ (27,31) <sub>8</sub> พิจารณากรณีที่ $B_dT_s$ เท่ากับ 0.01.....	80

## บัญชีคำศัพท์

กรุป	group
การเข้าคู่แบบเกรย์	Gray mapping
การจัดสรรพลังงานแบบสม่ำเสมอ	uniform power allocation
การซิงโครไนซ์ที่สมบูรณ์แบบ	perfect synchronization
การได้ประโยชน์เชิงไดเวอร์ซิตี	diversity advantage
การถอดรหัสแบบวนซ้ำ	iterative decoding
การแผ่แบบดอปเปลอร์	Doppler spread
การมอดูเลตเชิงปริภูมิ-เวลาแบบดิฟเฟอเรนเชียล ครั้งเดียว	single differential space-time modulation
การมอดูเลตเชิงเลขทางเฟสผลต่าง	Differential Phase-Shift Keying
การลู่เข้าของการถอดรหัส	convergence of decoding
กิ่งสาขา	branch
เกณฑ์การออกแบบ	design criterion
ข้อสมมติ	assumption
ขั้นตอนวิธี BCJR	BCJR algorithm
ขั้นตอนวิธี MAP	Maximum A-Posteriori algorithm
ข่าวสาร	information
ข่าวสารซิสติแมติก	systematic information
ข่าวสารเบื้องต้น	<i>a priori</i> information
ข่าวสารสถานะของช่องสัญญาณ	channel state information
ข่าวสารสถานะของช่องสัญญาณอย่างสมบูรณ์แบบ	perfect channel state information
ข่าวสารเอ็กซ์ทรินซิก	extrinsic information
คล้ายสถิต	quasi-static
ความน่าจะเป็นของความผิดพลาดเฉพาะคู่	pairwise probability of error
ความน่าจะเป็นของความผิดพลาดบิต	bit error probability
ความน่าจะเป็นทรานซิชัน	transition probability
ความน่าจะเป็นเบื้องต้น	<i>a priori</i> probability
ความน่าจะเป็นหลัง	<i>a posteriori</i> probability ย่อว่า APP
คอนสเทลเลชัน	constellation



ค่าคงที่นอร์มัลไลเซชัน	normalization constant
ค่าความคาดหวัง	expected value
ค่าสัมบูรณ์หรือขนาด	absolute value
เงื่อนไขขอบเขต	boundary condition
จุดเริ่มเปลี่ยนการลู่อู่เข้า	convergence threshold
ช่องสัญญาณ MIMO	Multiple-input multiple output channels
ช่องสัญญาณแบบไร้ความจำเชิงดิสครีต	discrete memoryless channel
ช่องสัญญาณแบบเลือกความถี่	frequency-selective fading channel
ตัวเข้ารหัสปริภูมิ-เวลา	space-time mapper
ตัวเข้ารหัสคอนโวลูชันแบบมีระบบที่มีการป้อนกลับ หรือตัวเข้ารหัส RSC	Recursive Systematic Convolutional encoder or RSC encoder
ตัวเข้ารหัสแบบดิฟเฟอเรนเชียล	differential encoder
ตัวดีฟิงเจอร์	de-puncturer
ตัวดีมอดูเลตเอพีพี	APP demodulator
ตัวดีมัลติเพล็กซ์	demultiplexer ย่อว่า DEMUX
ตัวถอดรหัสการมอดูเลต	modulation decoder
ตัวแปรสุ่มชนิดเกาส์ค่าเชิงซ้อนแบบสมมาตร วงกลม	circularly symmetric complex Gaussian random variable
ตัวแปลงข่าวสาร	information transformer
ตัวแปลงข่าวสาร 1	information transformer
ตัวพิงเจอร์	puncturer
ตัวมัลติเพล็กซ์	multiplexer ย่อว่า MUX
ตัวสลับลำดับของช่องสัญญาณ	channel interleaver
น้ำตก	waterfall
น้ำหนัก	weight
บิตปลาย	tail bit
บิตแพริตี้ที่สอดคล้องกัน	associated parity bit
แผนภาพเทรลลิส	trellis diagram
พหุนามตัวกำเนิด	generator polynomial

พหุนามตัวกำเนิดแบบป้อนกลับ	feedback generating polynomial
พหุนามตัวกำเนิดแบบป้อนไปข้างหน้า	feed-forward generating polynomial
พั้งเจอร์	puncture
พื้นของความผิดพลาด	error floor
เฟดดิ้ง	fading
เฟดดิ้งแบบคล้ายสถิติ	quasi-static fading
เฟดดิ้งแบบบล็อก	block fading
เฟดดิ้งแบบมีสหสัมพันธ์เวลา	temporal correlated fading
เฟดดิ้งแบบราบ	flat fading
เมตริกช่องสัญญาณ	channel metric
รหัสกรุป	group code
รหัสแก้ความผิดพลาด	error-correcting code
รหัสต่อกัน	concatenated code
รหัสปริภูมิ-เวลา	space-time code
รหัสปริภูมิ-เวลาแบบยูนิแทรี	unitary space-time code
รหัสอินเนอร์	inner code
รหัสเอาเทอร์	outer code
ระยะยูคลิดีียน	Euclidean distance
ระยะแฮมมิง	Hamming distance
รีเคอร์ซีฟ	recursive
รีเคอร์ซีฟแบบไปข้างหน้า	forward recursive
รีเคอร์ซีฟแบบย้อนไปข้างหลัง	backward recursive
แรงก์	rank
ลำดับการฝึก	training sequence
สถานะ	state
สภาพเคลื่อนที่	mobility
สล็อตเวลา	time slot
สหสัมพันธ์ในทางระยะและเวลา	spatial and temporal correlation
สัญญาณที่รับได้	received signal
สัญญาณหรือสัญลักษณ์ที่ถูกส่งมา	transmitted signal or symbol
สัมประสิทธิ์เฟดดิ้ง	fading coefficient

หน่วยคำนวณเมตริกของสัญญาณ	metric computation unit
องค์ประกอบทางตรง	Line of Sight
อัตราขยายการเข้ารหัส	coding gain
อัตราความผิดพลาดบิต	Bit Error Rate ย่อว่า BER
อัตราความผิดพลาดสัญลักษณ์	Symbol Error Rate ย่อว่า SER
อิสระต่อกันทางสถิติและแจกแจงเหมือนกัน	independent and identically distributed



สถาบันวิทยบริการ  
จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย

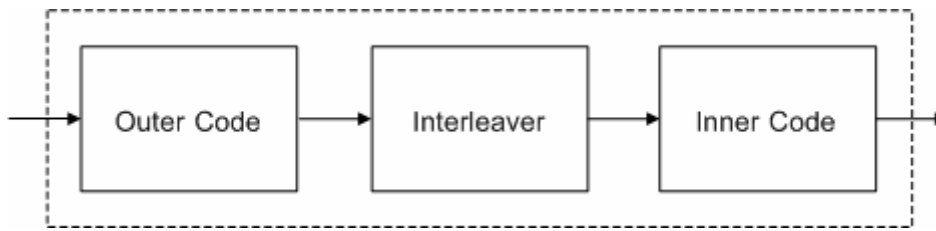
# บทที่ 1

## บทนำ

### 1.1 ความเป็นมาและความสำคัญของปัญหา

นับตั้งแต่ที่ Guglielmo Marconi ประสบความสำเร็จในการทดลองส่งสัญญาณด้วยคลื่นวิทยุในปี ค.ศ. 1895 เป็นต้นมา เทคโนโลยีทางการสื่อสารไร้สายก็ได้เริ่มต้นขึ้นอย่างมีนัยสำคัญในทางปฏิบัติและได้รับการพัฒนาไปอย่างไม่หยุดยั้งด้วยความมุ่งหวังที่จะสามารถใช้เป็นทางเลือกหนึ่งในเทคโนโลยีด้านการสื่อสารสำหรับมวลมนุษยชาติได้ และในช่วงทศวรรษที่ผ่านมาเป็นที่ประจักษ์ว่า เทคโนโลยีนี้สามารถเป็นทางเลือกที่สำคัญแก่ผู้คนที่ทั่วทุกภูมิภาคของโลกได้จริง ดังเห็นได้จากจำนวนผู้ใช้งานบริการด้านการสื่อสารไร้สายที่เพิ่มขึ้นด้วยอัตราที่สูงอย่างมาก โดยเฉพาะประเทศในแถบเอเชีย จนกระทั่งมาถึงคริสต์ศตวรรษที่ 21 อันเป็นยุคสมัยแห่งสารสนเทศ กลุ่มผู้ให้บริการทางการสื่อสารไร้สายมีความประสงค์ที่จะสร้างระบบที่สามารถรองรับบริการมัลติมีเดียแบบแถบความถี่กว้าง (broadband multimedia service) และสภาพเคลื่อนที่ (mobility) ของผู้ใช้งานที่อยู่ในระดับสูงได้ กล่าวคือ ผู้ใช้สามารถเคลื่อนที่ไปมาด้วยอัตราเร็วสูง ๆ ระหว่างการใช้งาน เช่นในกรณีที่ผู้ใช้งานอยู่ในยานพาหนะที่กำลังเคลื่อนที่ โดยที่ผู้ใช้ยังคงสามารถใช้บริการอย่างมีคุณภาพได้ เพื่อตอบสนองต่อความต้องการของผู้ใช้ให้ได้มากที่สุด ด้วยเหตุนี้จึงได้มีการวิจัยและพัฒนาเทคนิคใหม่ต่าง ๆ ทางด้านการสื่อสารไร้สายเพื่อให้สามารถใช้สเปกตรัมได้อย่างมีประสิทธิภาพสูงที่สุดด้วยเหตุที่ว่า สเปกตรัมเป็นทรัพยากรที่มีอยู่อย่างจำกัดและราคาแพงมาก โดยที่การออกแบบต้องคำนึงถึงประเด็นทางด้านกำลังส่งอันหมายถึง ข้อจำกัดของกำลังงานของแบตเตอรี่ของอุปกรณ์สื่อสารไร้สายและการรบกวนผู้ใช้งานรายอื่น ๆ ในระบบอีกด้วย แต่การไปให้ถึงเป้าหมายดังกล่าวจำเป็นต้องขจัดอุปสรรคข้อสำคัญของระบบสื่อสารไร้สาย นั่นคือเฟดดิ้ง (fading) อันเป็นปรากฏการณ์ที่คลื่นที่ส่งผ่านช่องสัญญาณไร้สายจะถูกลดทอนขนาดหรือเพิ่มขนาดและหน่วงเวลาถึงปลายทางอย่างสุ่มอันเกิดจากการกระเจิงของคลื่นวิทยุที่ใช้เป็นคลื่นพาห์และการเคลื่อนที่ของผู้ใช้ นักวิจัยหลายท่านจึงได้ศึกษาและเสนอเทคนิคหลากหลายเทคนิคเพื่อขจัดอุปสรรคนี้ภายใต้เงื่อนไขของข้อจำกัดของสเปกตรัมและกำลังงานดังที่ได้กล่าวถึง

เนื่องจากเฟดดิ้งเป็นปรากฏการณ์ที่ขึ้นอยู่กับทั้งเวลา และวิธีการแพร่ของคลื่นอันเป็นเรื่องของปริภูมิ (space) ในขณะที่การมอดูเลตในระบบเซลลูลาร์เดิมใช้กรรมวิธีสัญญาณเชิงเวลา (temporal signal processing) แต่เพียงอย่างเดียว จึงเกิดแนวคิดใหม่ในการนำเอาไดเวอร์ซิตีทาง



รูปที่ 1.1 แผนภาพแบบบล็อกของรหัสต่อกันแบบอนุกรม

ปริภูมิ (space or spatial diversity) คือ การใช้สายอากาศส่งและรับจำนวนหลายสายอากาศมาใช้ร่วมกับการใช้ไดเวอร์ซิตีทางเวลา (temporal diversity) แต่เดิม โดยเรียกเทคนิคนี้ว่า กรรมวิธีสัญญาณแบบปริภูมิ-เวลา (space-time processing technique) และเรียกรูปแบบของการส่งข้อมูลแบบนี้ว่า รหัสปริภูมิ-เวลา (space-time code) เทคนิคดังกล่าวนี้ตั้งอยู่บนหลักการที่ว่า หากตั้งสายอากาศส่งแต่ละสายอากาศที่ภาคส่งและสายอากาศรับแต่ละสายอากาศที่ภาครับให้มีระยะห่างกันเพียงพอที่จะทำให้สัญญาณจากสายอากาศส่งแต่ละสายอากาศที่ส่งไปยังสายอากาศรับแต่ละสายอากาศได้รับผลกระทบจากเฟดดิ้งเป็นอิสระจากกัน จะส่งผลให้ข่าวสาร (information) ที่ถูกส่งไปในทุก ๆ วิธีจะไม่ถูกรบกวนจนทำให้สูญเสียบรรยากาศในทฤษฎี หรือกล่าวอีกนัยคือระบบใหม่นี้สามารถใช้ประโยชน์จากไดเวอร์ซิตีทางปริภูมิเข้ามาช่วยปรับปรุงสมรรถนะของระบบการสื่อสารไร้สายเดิมเพื่อให้ทนทานต่อผลกระทบของเฟดดิ้งได้ นักวิจัยหลายท่านสังเกตเห็นว่า เป็นวิธีการที่ทรงประสิทธิภาพและน่าที่จะประสบความสำเร็จในการเพิ่มประสิทธิภาพการใช้สเปกตรัมได้เนื่องจากผลลัพธ์ทางทฤษฎีข่าวสารในเอกสารหมายเลข [1]–[4] ได้แสดงให้เห็นว่าช่องสัญญาณแบบใหม่ที่เรียกกันว่า ช่องสัญญาณ MIMO (Multiple-Input Multiple-Output channels) สามารถเพิ่มค่าความจุช่องสัญญาณไร้สายแบบเรย์ลีได้อย่างมากโดยความจุที่เพิ่มขึ้นเป็นไปในทิศทางเดียวกันกับจำนวนสายอากาศส่งและรับ อันเป็นเครื่องยืนยันอย่างหนักแน่นว่าเป็นวิธีที่ดีกว่ากรณีใช้สายอากาศส่งและรับเพียงคู่เดียว

ด้วยคุณลักษณะที่เป็นระบบหลายมิติ (multidimensional system) ทำให้การเข้าและถอดรหัสอย่างเหมาะสมที่สุดโดยพึ่งพาแต่เพียงการเข้ารหัสเชิงปริภูมิ-เวลาเพื่อให้ได้ค่าความจุ ดังเช่นผลลัพธ์ทางทฤษฎีข่าวสาร [1]–[4] เป็นไปได้ยากมากในทางปฏิบัติด้วยปัญหาของความซับซ้อนที่เพิ่มขึ้นตามจำนวนของสายอากาศส่งและรับ และจำนวนบิตที่เข้าคู่ (map) กับรหัสปริภูมิ-เวลาในลักษณะเอกซ์โพเนนเชียล ย้อนกลับไปในอดีตเมื่อประมาณสี่สิบปีที่แล้ว G. D. Forney Jr. ได้เสนอแนวคิดที่มีอิทธิพลต่องานวิจัยในเวลาต่อมาคือ โครงสร้างการเข้ารหัสที่เป็นแบบหลายระดับ (multilevel) โดยเรียกว่า รหัสต่อกัน (concatenated code) แบบอนุกรมซึ่งจะประกอบไปด้วยรหัสอินเนอร์ (inner code) และรหัสเอาเทอร์ (outer code) ต่ออนุกรมกัน ดังรูปที่ 1.1 ด้วยแรงบันดาลใจเริ่มต้นที่ต้องการใช้ขีดความสามารถที่แตกต่างกันของรหัสสองชนิดร่วมกัน ข้อเด่นของ



โครงสร้างแบบนี้คือ รหัสแบบนี้จะมีค่าความน่าจะเป็นของความผิดพลาดที่ลดลงมากโดยลดลงอย่างเอกซ์โพเนนเชียลกับอัตรารหัสที่ต้องน้อยกว่าค่าความจุของสัญญาณเมื่อเปรียบเทียบกับความซับซ้อนของการถอดรหัสที่เพิ่มขึ้นในอัตราที่น้อยกว่า [5] ด้วยแนวคิดนี้ในช่วงหลายปีที่ผ่านมาได้มีนักวิจัยหลายท่านเสนอทฤษฎีที่เกี่ยวข้องกับรหัสต่อกันด้วยการใช้รหัสปริภูมิ-เวลา (space-time code) เป็นรหัสอินเนอร์และรหัสแก้ความผิดพลาด (error-correcting code) เป็นรหัสเอาเทอร์ดังเช่นเอกสารอ้างอิงหมายเลข [6]–[10] วิธีการนี้ได้เปิดประเด็นใหม่ว่าด้วยเรื่องของการจัดวางและเลือกรูปแบบของรหัสต่อกันแก่นักวิจัยหลาย ๆ ท่านให้ศึกษาและเสนอแนวคิดที่เหมาะสมขึ้นมาเพื่อเป็นทางเลือกในการใช้งานจริง ทางเลือกที่ได้รับความนิยมมากที่สุดคือ การใช้รหัสเทอร์โบมาใช้เป็นรหัสเอาเทอร์เนื่องจากขีดความสามารถเข้าใกล้ขีดจำกัดของ Shannon (Shannon limit) สำหรับช่องสัญญาณแบบสัญญาณรบกวนแบบเกาส์สีขาวชนิดบวก (Additive White Gaussian Noise) ดังเช่นเอกสารอ้างอิงหมายเลข [8]–[10]

อย่างไรก็ตามงานวิจัยทางด้านนี้ส่วนใหญ่ได้เลือกข้อสมมติ (assumption) เหมือนกัน กล่าวคือ ภาครับทราบข่าวสารสถานะของช่องสัญญาณอย่างสมบูรณ์ (perfect channel state information) ในทางปฏิบัติภาครับจะทราบข่าวสารสถานะของช่องสัญญาณอย่างสมบูรณ์ได้ด้วยการประมาณช่องสัญญาณ กล่าวคือ ประมาณค่าของผลกระทบจากเฟดดิ้งของช่องสัญญาณในขณะนั้นด้วยวิธีการ 2 วิธีการหลัก ๆ คือ การส่งลำดับการฝึก (training sequence) ซึ่งก็คือ บิตที่ใช้ทดสอบสถานะของช่องสัญญาณนั้นไปยังภาครับก่อนการส่งข่าวสาร เพื่อที่ภาครับสามารถประมาณช่องสัญญาณได้อย่างถูกต้อง จะเห็นว่า ลำดับการฝึกนี้ถือว่าเป็นส่วนที่ทำให้ประสิทธิภาพของการใช้สเปกตรัมลดลงโดยเฉพาะอย่างยิ่งในกรณีที่เฟดดิ้งมีการเปลี่ยนแปลงเร็วและยิ่งไปกว่านั้น โอเวอร์เฮดเหล่านี้จะยังมีจำนวนมากขึ้นอย่างมากในระบบที่ใช้สายอากาศส่งและรับจำนวนหลายสายอากาศหรือเรียกว่า ระบบหลายสายอากาศส่งและรับเนื่องจากจำนวนเส้นทางขององค์ประกอบทางตรง (Line of Sight) ที่เพิ่มมากขึ้น เช่น ในระบบที่ใช้สายอากาศส่งจำนวน 8 สายอากาศและสายอากาศรับจำนวน 8 สายอากาศ จะมีจำนวนเส้นทางขององค์ประกอบทางตรงถึง 64 เส้นทาง เป็นต้น ข้อด้อยดังกล่าวนี้จึงนับว่าขัดต่อเป้าประสงค์ดังที่กล่าวไว้แล้ว ถ้าหากไม่ใช้วิธีการส่งลำดับการฝึก ภาครับก็ต้องใช้เทคนิคกรรมวิธีสัญญาณที่ซับซ้อนเพื่อสามารถประมาณช่องสัญญาณได้อย่างแม่นยำ โดยที่ความซับซ้อนดังกล่าวนี้จะเพิ่มสูงขึ้นมากเมื่อใช้งานในระบบหลายสายอากาศส่งและรับเนื่องจากจำนวนเส้นทางขององค์ประกอบทางตรงที่เพิ่มมากขึ้น ดังนั้นเพื่อให้ได้ระบบที่มีความซับซ้อนน้อยลงจะเห็นได้ว่าสมควรอย่างยิ่งที่จะคิดค้นวิธีการดีมอดูเลตที่ไม่ต้องใช้ข่าวสารสถานะช่องสัญญาณ สำหรับในกรณีของระบบการสื่อสารไร้สายเดิมที่ใช้สายอากาศส่งเพียงอันเดียวนั้นเป็นที่ทราบกันดีว่า การมอดูเลตเชิงเลขทางเฟสผลต่าง (Differential Phase-Shift Keying) ไม่ต้องการการประมาณช่องสัญญาณเพื่อการดีมอดูเลต จึงเกิดแนวความคิด

ในการนำเอาวิธีการนี้มาประยุกต์ใช้ในกรณีของระบบหลายสายอากาศส่งและรับตั้งในบทความของ V. Tarokh และ H. Jafarkhani [11], [12] B. L. Hughes [13] และของ B. M. Hochwald และ W. Sweldens [14] ที่ได้เสนอการมอดูเลตเชิงปริภูมิ-เวลาแบบดิฟเฟอเรนเชียลครั้งเดียว (single differential space-time modulation) สำหรับระบบหลายสายอากาศส่งและรับ โดยมีใช้รหัสปริภูมิ-เวลาแตกต่างกันจนทำให้แบ่งออกได้เป็น 2 กลุ่ม กล่าวคือ ในเอกสารอ้างอิงหมายเลข [11] และ [12] นักวิจัยได้เสนอรหัสปริภูมิ-เวลาแบบไม่เป็นกรุป (non-group code) ภายใต้การคูณ และในเอกสารอ้างอิงหมายเลข [13] และ [14] นักวิจัยได้เสนอรหัสปริภูมิ-เวลาแบบเป็นกรุป (group code) การมอดูเลตเชิงปริภูมิ-เวลาแบบดิฟเฟอเรนเชียลที่ใช้รหัสปริภูมิ-เวลาแบบกรุปนั้นมีข้อได้ประโยชน์กว่าคือ มีความซับซ้อนทางการคำนวณน้อยกว่าเนื่องจากสามารถเลี่ยงการคูณเมทริกซ์จริง ๆ ที่ทั้งภาคส่งและรับได้โดยการสร้างตารางของการคูณของรหัสกรุปและใช้ตารางนี้แทนการคูณ

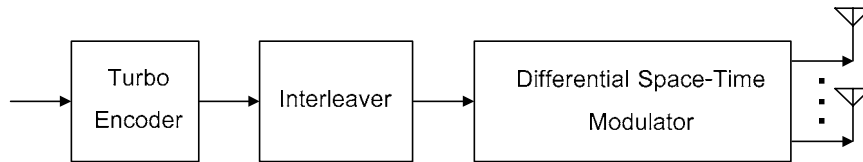
จากข้อดีของรหัสต่อกันและการมอดูเลตเชิงปริภูมิ-เวลาแบบดิฟเฟอเรนเชียลดังที่ได้กล่าวมาแล้วก่อนหน้านี้ นักวิจัยจำนวนหลายท่านจึงได้ศึกษาและเสนอระบบรหัสต่อกันแบบที่ใช้การมอดูเลตเชิงปริภูมิ-เวลาแบบดิฟเฟอเรนเชียลเป็นรหัสอินเนอร์ในลักษณะอนุกรม ในเอกสารอ้างอิงหมายเลข [15] ได้มีการเสนอระบบที่เลือกใช้รหัสเทอร์โบเป็นรหัสเอาเทอร์และใช้รหัสปริภูมิ-เวลาแบบยูนิแทรี ถึงกระนั้นก็ตามกลับพบว่า ระบบการถอดรหัสร่วมที่ภาครับยังสามารถพัฒนาอีกด้วย ด้วยประยุกต์แนวคิดจากบทความ [16] ที่เสนอตัวดีมอดูเลตซึ่งใช้ขั้นตอนวิธี MAP (Maximum A-Posteriori algorithm) หรือเรียกว่า ตัวดีมอดูเลตเอพีพี (APP demodulator) สำหรับกรณีสายอากาศส่งเดี่ยว การใช้งานตัวดีมอดูเลตเอพีพีจะก่อให้เกิดการใช้ประโยชน์จากข่าวสารมากขึ้นกว่าเดิม ส่งผลให้สมรรถนะของระบบการถอดรหัสร่วมที่ภาครับมีแนวโน้มว่าจะดีขึ้น หนึ่ง ผู้เขียนบทความ [17] ได้เสนอระบบรหัสร่วมที่ใช้ตัวดีมอดูเลตเอพีพีเช่นเดียวกันแต่แตกต่างกันในรายละเอียดกล่าวคือ ใช้รหัสคอนโวลูชันแบบนอนไบนารีเป็นรหัสเอาเทอร์

งานวิจัยนี้จึงสนใจที่จะศึกษาการใช้งานรหัสเทอร์โบร่วมกับการมอดูเลตเชิงปริภูมิ-เวลาแบบดิฟเฟอเรนเชียลครั้งเดียวในลักษณะรหัสต่อกันดังที่กล่าวข้างต้น และพัฒนาระบบให้ดีขึ้นกว่าในเอกสารอ้างอิงหมายเลข [15] อันเป็นวิธีการดั้งเดิมที่ได้เสนอขึ้นมาก่อนหน้านี้ และในเนื้อหาถัดจากนี้ผู้วิจัยจะใช้คำเรียกวิธีการของเอกสารอ้างอิงหมายเลข [15] ว่า วิธีการดั้งเดิม

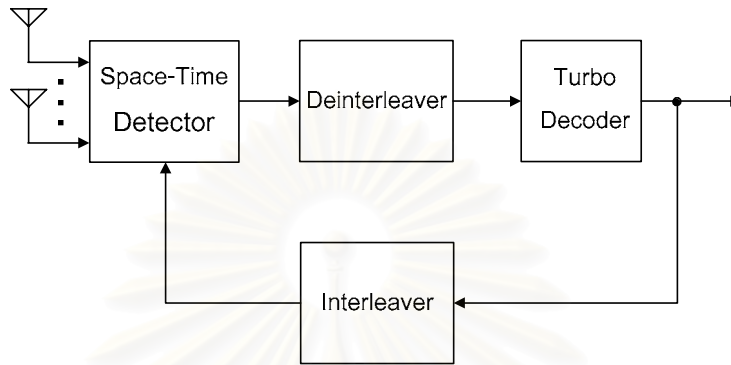
## 1.2 แนวทางของงานวิจัย

งานวิจัยนี้ศึกษาระบบของรหัสต่อกันแบบอนุกรมที่ใช้การมอดูเลตแบบปริภูมิ-เวลาเชิงดิฟเฟอเรนเชียลครั้งเดียวเป็นรหัสอินเนอร์และรหัสเทอร์โบเป็นรหัสเอาเทอร์ดังรูปที่ 1.2 ในส่วนของ





รูปที่ 1.2 แผนภาพแบบบล็อกของภาคส่ง



รูปที่ 1.3 แผนภาพแบบบล็อกของภาครับ

โครงสร้างของภาครับมีลักษณะเป็นแบบการถอดรหัสร่วมกันแบบวนซ้ำดังในรูปที่ 1.3 ภายใต้ช่องสัญญาณเฟดดิ้งคล้ายสถิต (quasi-static fading) และเฟดดิ้งมีการเปลี่ยนแปลงระหว่างบล็อกของรหัสปริภูมิ-เวลาในแต่ละสล็อตเวลา โดยมีค่าอัตสหสัมพันธ์ทางเวลา (temporal autocorrelation) ของเฟดดิ้งเป็นไปตามแบบจำลองของ Jake (Jake's model) [18] งานวิจัยนี้ได้เสนอวิธีการใหม่จำนวน 2 วิธีการสำหรับการถอดรหัสร่วมกันแบบวนซ้ำของระบบต่อร่วมกันแบบอนุกรมของรหัสเทอร์โบและการมอดูเลตแบบปริภูมิ-เวลาเชิงดิฟเฟอเรนเชียล เพื่อพัฒนาระบบให้ดีขึ้นกว่าในเอกสารอ้างอิงหมายเลข [15] อันเป็นวิธีการดั้งเดิม โดยได้เลือกใช้รหัสปริภูมิ-เวลาแบบยูนิแทรีและเป็นกรุปภายใต้การคูณ โดยตั้งข้อสมมติว่า ทั้งภาคส่งและภาครับไม่ทราบข่าวสารสถานะของช่องสัญญาณ (absence of channel state information) ภาครับมีการซิงโครไนซ์ที่สมบูรณ์แบบ (perfect synchronization) และสามารถตั้งสายอากาศส่งและรับให้มีระยะห่างกันเพียงพอที่จะทำให้สัญญาณจากแต่ละคู่สายอากาศส่งและรับไม่มีสหสัมพันธ์เชิงปริภูมิ (spatially uncorrelated) กับสัญญาณจากคู่สายอากาศส่งและรับอื่น วิธีการแรกซึ่งเรียกว่า วิธีการที่ 1 ได้ใช้ประโยชน์จากระบบเพิ่มขึ้นด้วยการเลือกใช้รหัสปริภูมิ-เวลาที่มีคุณสมบัติยูนิแทรีและกรุปโดยที่รหัสประเภทนี้จะมีโครงสร้างเทรลลิสเมื่อใช้กับการมอดูเลตแบบดิฟเฟอเรนเชียล ข่าวสารเอ็กซ์ทรินซิกของสัญลักษณ์การมอดูเลตสามารถหาได้จากการคำนวณโดยตัวตรวจวัดที่มีชื่อเรียกว่า ตัวดีมอดูเลตเอพียี ซึ่งจำเป็นต้องหานิพจน์การคำนวณขึ้นมาใหม่ให้สอดคล้องกับระบบที่ศึกษา วิธีการอีกวิธีการหนึ่งเรียกว่า วิธีการที่ 2 ได้ประยุกต์ใช้หลักการจัดบิตเพิ่มเข้ามาซึ่งมีนิยามว่า การจัดบิตซิสเต็มติกและบิตแพริตีในลักษณะที่สามารถสู้กับช่องสัญญาณซึ่งเฟดดิ้งมีอัตสหสัมพันธ์ทางเวลาได้

หลักการจัดบิตที่สำคัญคือ การเข้าคู่บิตข้อมูลแต่ละบิตและบิตแพริติที่สอดคล้องกันให้เข้าคู่กับรหัสปริภูมิ-เวลารหัสเดียวกันและจัดบิตของตัวเข้ารหัสย่อยให้มีลักษณะที่บิตผิดพลาดที่อาจจะเกิดขึ้นกระจายไปยังบิตแพริติของเครื่องเข้ารหัสย่อยต่าง ๆ อย่างสม่ำเสมอ

### 1.3 วัตถุประสงค์ของการวิจัย

1. เพื่อศึกษาระบบที่ใช้การมอดูเลตเชิงปริภูมิ-เวลาแบบดิฟเฟอเรนเชียลและการเข้ารหัสเทอร์โบสำหรับการสื่อสารไร้สาย
2. ปรับปรุงโครงสร้างร่วมกันของการเข้ารหัสช่องสัญญาณและการมอดูเลตในระบบปริภูมิ-เวลา และโครงสร้างของภาครับเพื่อให้ได้ระบบที่มีสมรรถนะสูงขึ้นในขณะที่มีความซับซ้อนทางการคำนวณเพิ่มขึ้นไม่มาก

### 1.4 ขอบเขตของวิทยานิพนธ์

1. ใช้แบบจำลองช่องสัญญาณเป็นแบบเฟดดิ้งคล้ายสถิติและแบบช่องสัญญาณมีการเปลี่ยนแปลงระหว่างบล็อกในแต่ละสล็อตเวลา โดยมีค่าอัตราสัมพันธ์ทางเวลาของเฟดดิ้งเป็นไปตามแบบจำลองของ Jake [18]
2. ออกแบบโครงสร้างของภาคส่งและภาครับที่พัฒนาการถอดรหัสที่ภาครับให้สามารถใช้งานได้โดยมีประสิทธิภาพโดยการใช้ตัวมอดูเลตเอพียูพีและหลักการจัดบิต พร้อมทดสอบสมรรถนะเพื่อเปรียบเทียบกับวิธีการดั้งเดิมในเอกสารอ้างอิงหมายเลข [15]
3. ศึกษาผลกระทบจากการทำงานร่วมกันของรหัสเทอร์โบและรหัสปริภูมิ-เวลาเมื่อเปลี่ยนพารามิเตอร์ของระบบ

### 1.5 ขั้นตอนและวิธีการดำเนินงาน

1. ศึกษาบทความทางวิชาการที่เกี่ยวข้องกับวิทยานิพนธ์
  - 1.1 ศึกษาบทความที่เกี่ยวข้องกับเทคโนโลยีปริภูมิ-เวลา
  - 1.2 ศึกษาบทความที่เกี่ยวข้องกับการจำลองช่องสัญญาณสื่อสารไร้สายแบบ MIMO
  - 1.3 ศึกษาบทความที่เกี่ยวข้องกับการเข้ารหัสช่องสัญญาณรหัสเทอร์โบและการถอดรหัสแบบวนซ้ำ
2. ออกแบบระบบที่จะจำลอง เขียนโปรแกรมการจำลอง และทดสอบโปรแกรมที่เขียนโดยเทียบกับข้อมูลที่มีอยู่ในบทความต่าง ๆ ในด้านนี้

3. ทดลอง เก็บข้อมูลเพื่อเปรียบเทียบกับวิธีการดั้งเดิม และวิเคราะห์ผลที่ได้จากการเปรียบเทียบ

4. รวบรวมและสรุปผลการวิจัยทั้งหมด เพื่อเขียนวิทยานิพนธ์

## 1.6 ประโยชน์ที่คาดว่าจะได้รับ

สามารถพัฒนาการถอดรหัสที่ภาครับให้ใช้ข่าวสารได้อย่างมีประสิทธิภาพโดยการประยุกต์ใช้ขั้นตอนวิธี MAP และหลักการจัดบิตภายใต้ช่องสัญญาณแบบเฟดดิ้งคล้ายสถิตและแบบช่องสัญญาณมีการเปลี่ยนแปลงระหว่างบล็อกในแต่ละสล็อตเวลา โดยมีค่าอัตราส่วนสัมพัทธ์ทางเวลาของเฟดดิ้งเป็นไปตามแบบจำลองของ Jake ได้

## 1.7 คำโครงของวิทยานิพนธ์

วิทยานิพนธ์ฉบับนี้แบ่งเนื้อหาออกเป็น 6 บท ดังต่อไปนี้

บทที่ 1 บทนำ: มีเนื้อหาเกี่ยวกับความเป็นมาและความสำคัญของปัญหาในรายละเอียดที่เกี่ยวกับเป้าหมายสำคัญของระบบการสื่อสารไร้สายในปัจจุบัน ปัญหาที่ประสบ และงานวิจัยที่เกี่ยวข้องกับวิทยานิพนธ์ นอกจากนี้ยังกล่าวถึงแนวคิดที่เสนอ วัตถุประสงค์ เป้าหมายและขอบเขตของวิทยานิพนธ์ ขั้นตอนและวิธีการดำเนินงาน และสุดท้ายเป็นประโยชน์ที่คาดว่าจะได้รับ

บทที่ 2 ทฤษฎีพื้นฐานที่เกี่ยวข้อง: กล่าวถึงหลักการและทฤษฎีเบื้องต้นที่ควรทราบอันได้แก่ ช่องสัญญาณ MIMO ความจุช่องสัญญาณ MIMO รหัสปริภูมิ-เวลาโดยเฉพาะในรายละเอียดรหัสปริภูมิ-เวลาแบบบล็อกซึ่งมีคุณสมบัติยูนิแทรี การมอดูเลตเชิงปริภูมิ-เวลาแบบดิฟเฟอเรนเชียลครั้งเดียว และหัวข้อสุดท้ายคือ รหัสเทอร์โบ

บทที่ 3 การมอดูเลตแบบปริภูมิ-เวลาเชิงดิฟเฟอเรนเชียลที่เข้ารหัสเทอร์โบ: มีเนื้อหาประกอบด้วยโครงสร้างของภาคส่งและภาครับของระบบดั้งเดิมจากบทความ [15]

บทที่ 4 ระบบที่เสนอ: กล่าวถึงโครงสร้างของภาคส่งและภาครับของระบบที่เสนอ พร้อมทั้งการวิเคราะห์ความซับซ้อนทางการคำนวณของระบบที่เสนอเปรียบเทียบกับระบบดั้งเดิม

บทที่ 5 ผลการทดสอบ: ในบทนี้จะเป็นการแสดงผลการจำลองแบบ (simulation results) ของระบบที่ใช้วิธีการดั้งเดิมและวิธีการที่เสนอด้วยคอมพิวเตอร์เพื่อเปรียบเทียบสมรรถนะรวมถึงผลกระทบจากพารามิเตอร์ของระบบบางพารามิเตอร์เพื่อประเมินอิทธิพลของพารามิเตอร์เหล่านี้ต่อสมรรถนะของระบบที่ใช้วิธีการที่เสนอทั้งสองวิธี

บทที่ 6 สรุป: บทนี้จะเป็นการสรุปผลการวิจัยที่ได้ศึกษาทั้งหมดของวิทยานิพนธ์ และเสนอแนะแนวทางการทำวิจัยต่อจากงานวิจัยนี้ในอนาคต

## บทที่ 2

### ทฤษฎีพื้นฐานที่เกี่ยวข้อง

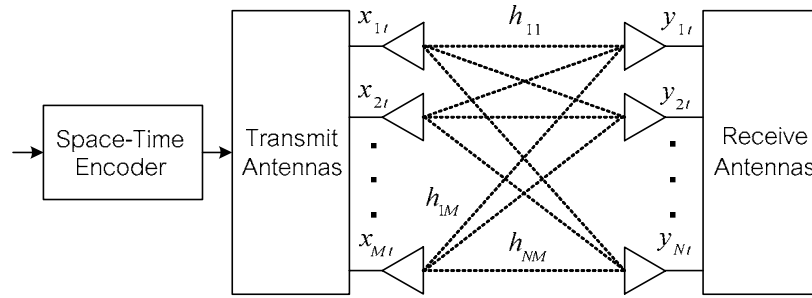
วิทยานิพนธ์ฉบับนี้สัมพันธ์กับหัวข้อที่สำคัญหลายหัวข้อซึ่งจำเป็นต้องอธิบายรายละเอียดในเบื้องต้นก่อนที่จะกล่าวถึงระบบรวมทั้งหมดที่ได้ศึกษาและวิธีการที่ได้เสนอในบทถัดไป เนื้อหาในบทนี้จึงเริ่มต้นด้วยการกล่าวถึงความเข้าใจเกี่ยวกับช่องสัญญาณ MIMO อันเป็นช่องสัญญาณของระบบที่ศึกษาในหัวข้อที่ 2.1 จากนั้นในหัวข้อที่ 2.2 กล่าวถึงความจุของสัญญาณ MIMO เพื่อแสดงถึงข้อสนับสนุนในการใช้ระบบสายอากาศส่งและรับจำนวนหลายสายอากาศ ถัดมาในหัวข้อที่ 2.3 จะกล่าวถึงรหัสปริภูมิ-เวลาโดยเฉพาะแบบยูนิแทรีซึ่งได้เลือกใช้ตลอดวิทยานิพนธ์ฉบับนี้ และหัวข้อสุดท้ายจะกล่าวถึงรหัสเทอร์โบอันเป็นการเข้ารหัสของสัญญาณที่เลือกศึกษา

#### 2.1 ช่องสัญญาณ MIMO

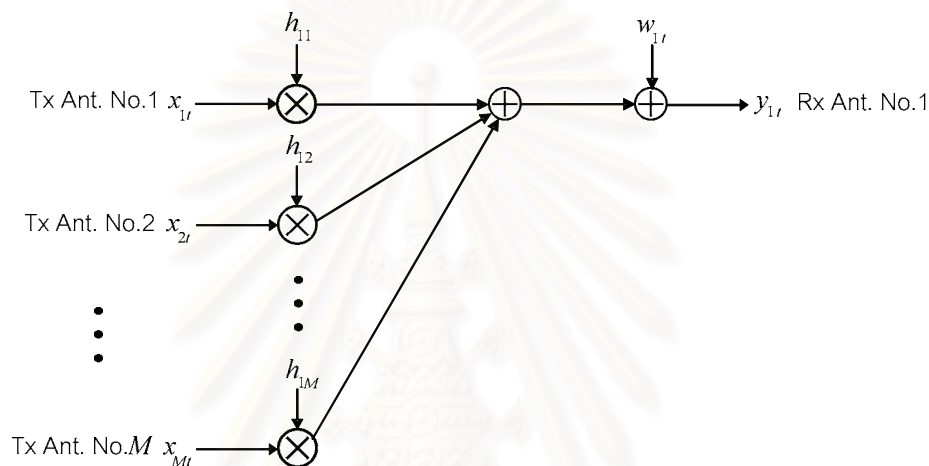
คำว่า “ช่องสัญญาณ MIMO” มีความหมายว่า เป็นช่องสัญญาณของระบบสายอากาศส่งจำนวนหลายสายอากาศและสายอากาศรับจำนวนหลายสายอากาศซึ่งสามารถพิจารณาได้ว่า มีอินพุตของช่องสัญญาณจำนวนหลายอินพุต และเช่นเดียวกับเอาต์พุต โดยเรียกช่องสัญญาณแบบสายอากาศส่งและรับอย่างละสายอากาศอันเป็นกรณีทั่วไปเมื่อเปรียบเทียบกับช่องสัญญาณ MIMO ว่า ช่องสัญญาณ SISO (Single-Input Single Output channel) พิจารณาแบบจำลองของระบบในรูปที่ 2.1 เฉพาะในส่วนของช่องสัญญาณจักษ์เห็นได้ว่า ประกอบด้วย สายอากาศส่งจำนวน  $M$  สายอากาศ และสายอากาศรับจำนวน  $N$  สายอากาศอันถือว่าเป็นช่องสัญญาณ MIMO สายอากาศได้รับการจัดวางอย่างเหมาะสมเพื่อให้สัญญาณแม่เหล็กไฟฟ้าที่แพร่ออกมาระหว่างคู่สายอากาศแต่ละคู่ไม่มีสหสัมพันธ์ข้าม (cross-correlation) กัน หากจำกัดการศึกษาในระดับผู้ใช้รายเดียว (single user) และตั้งข้อสมมติว่า ภาครับมีการชิงโครไนซ์ที่สมบูรณ์แบบ อันหมายถึง เครื่องรับที่สายอากาศรับแต่ละสายอากาศสามารถประมวลผลสัญญาณที่มาจากสายอากาศส่งแต่ละสายอากาศที่ส่งมา ณ เวลาเดียวกันพร้อมกันได้ สามารถแสดงช่องสัญญาณ MIMO ในการแสดงระดับเบสแบนด์ (baseband representation) ได้ด้วยสมการคณิตศาสตร์แบบเชิงเส้น ดังนี้

$$y_{iu} = \sum_{j=1}^M h_{ij}^t x_{ju} + w_{iu} \quad i = 1, \dots, N \text{ และ } j = 1, \dots, M \quad (2.1)$$

ซึ่งสามารถแสดงด้วยรูปเฟือง่ายต่อการทำความเข้าใจได้ดังรูปที่ 2.2 โดยที่



รูปที่ 2.1 แบบจำลองของระบบ



รูปที่ 2.2 แบบจำลองช่องสัญญาณ MIMO เฉพาะเมื่อพิจารณาสายอากาศรับสายอากาศหนึ่ง

$y_{it}$  แทน สัญญาณที่รับได้ (received signal) ที่สายอากาศรับลำดับที่  $i$  และเวลา  $t$  ในรูปของจำนวนเชิงซ้อน

$h_{ij}^t$  แทน สัมประสิทธิ์เฟดดิ้ง (fading coefficient) ระหว่างสายอากาศส่งลำดับที่  $j$  กับสายอากาศรับลำดับที่  $i$  ณ เวลา  $t$  ในรูปของจำนวนเชิงซ้อน

$x_{jt}$  แทน สัญญาณหรือสัญลักษณ์ที่ถูกส่งมา (transmitted signal or symbol) ที่สายอากาศรับลำดับที่  $j$  และเวลา  $t$  ในรูปของจำนวนเชิงซ้อน

$w_{it}$  แทน สัญญาณรบกวนแบบบวก (additive noise) ที่สายอากาศรับลำดับที่  $i$  และเวลา  $t$  ในรูปของจำนวนเชิงซ้อน

งานวิจัยแทบทั้งหมดในด้าน MIMO มักจำลอง  $h_{ij}^t$  และ  $w_{it}$  ให้มีการแจกแจงทางสถิติเหมือนกันคือ เป็นตัวแปรสุ่มชนิดเกาส์ค่าเชิงซ้อนแบบสมมาตรวงกลม (circularly symmetric complex Gaussian random variable) ที่มีค่าเฉลี่ย (mean) เป็นศูนย์และค่าความแปรปรวน (variance) เป็นหนึ่ง ทั้งนี้หากต้องการระบุคุณลักษณะเป็นนิยามเชิงคณิตศาสตร์สามารถทำได้ดังนี้ [1]



**นิยามที่ 2.1** เรากล่าวว่า เวกเตอร์สุ่มค่าเชิงซ้อน  $z \in \mathbb{C}^n$  เป็นเวกเตอร์สุ่มชนิดเกาส์ค่าเชิงซ้อนแบบสมมาตรวงกลมที่มีค่าเฉลี่ยเป็น  $\mu_z$  และค่าความแปรปรวนร่วม (covariance) เป็น  $\text{Cov}(z)$  ถ้า

1.  $\hat{z} \in \mathbb{R}^{2n}$  ซึ่ง  $\hat{z} = \begin{bmatrix} \Re(z) \\ \Im(z) \end{bmatrix}$  เป็นเวกเตอร์สุ่มชนิดเกาส์ และ
2. ค่าความแปรปรวนร่วมของ  $\hat{z}$  มีโครงสร้างดังนี้

$$\text{Cov}(\hat{z}) = \frac{1}{2} \begin{bmatrix} \Re(\text{Cov}(z)) & -\Im(\text{Cov}(z)) \\ \Im(\text{Cov}(z)) & \Re(\text{Cov}(z)) \end{bmatrix}$$

โดยที่ฟังก์ชันความหนาแน่นของความน่าจะเป็น (probability density function) ของตัวแปรสุ่มชนิดเกาส์ค่าเชิงซ้อนแบบสมมาตรวงกลมที่มีค่าเฉลี่ยเป็น  $\mu_z$  และค่าความแปรปรวนเป็น  $\text{Var}(z)$  สามารถแสดงได้ดังนี้

$$p(z) = (\pi \text{Var}(z))^{-1} \exp(-(z - \mu_z)^* \text{Var}(z)^{-1} (z - \mu_z)) \quad (2.2)$$

โดยที่

( $\cdot$ )<sup>\*</sup> แทน สังกะยัญ

ถึงแม้  $h'_{ij}$  และ  $w_{ii}$  จะมีการแจกแจงเหมือนกันแต่  $h'_{ij}$  มีอัตราสัมพันธ์ได้หลายรูปแบบ โดยสามารถแบ่งออกได้เป็น 3 แบบหลัก ๆ คือ

1. เฟดดิ้งแบบคล้ายสถิต (quasi-static fading) สัมประสิทธิ์เฟดดิ้งของแต่ละเส้นทางมีค่าคงที่ตลอดเฟรมการส่งข้อมูลหนึ่ง ๆ และเปลี่ยนค่าอย่างสุ่มในเฟรมการส่งข้อมูลถัดไป
2. เฟดดิ้งแบบบล็อก (block fading) สัมประสิทธิ์เฟดดิ้งของแต่ละเส้นทางมีค่าคงที่ตลอดช่วงเวลาหนึ่ง ๆ ของการส่งข้อมูลและเปลี่ยนค่าอย่างสุ่มในช่วงเวลาที่เท่ากันของการส่งข้อมูลถัดไป
3. เฟดดิ้งแบบมีสหสัมพันธ์เวลา (temporally correlated fading) สัมประสิทธิ์เฟดดิ้งของแต่ละเส้นทางมีค่าเปลี่ยนแปลงในสล็อตเวลา (time slot) แต่ละสล็อตของการส่งข้อมูลอย่างสุ่มแบบนี้ถือว่า ใกล้เคียงปรากฏการณ์จริงในทางปฏิบัติที่สุดในรูปแบบทั้งหมดที่กล่าวมา ตัวอย่างเช่น จำลองให้เฟดดิ้งแบบมีสหสัมพันธ์เวลาโดยใช้แบบจำลองของ Jake (Jake's model) เป็นต้น

ในขณะที่ตัวแปรสุ่ม  $w_{ii}$  ที่เวลาแต่ละเวลาสำหรับสายอากาศรับใด ๆ เป็นอิสระต่อกันทางสถิติและแจกแจงเหมือนกัน (independent and identically distributed) นอกจากนี้ยังจำลองให้ค่า  $w_{ii}$  ณ สายอากาศรับแต่ละสายอากาศไม่มีสหสัมพันธ์ข้ามระหว่างกันและกันกับสายอากาศรับที่เหลือ

หากเพิ่มข้อสมมติข้อหนึ่งว่า ภาคส่งไม่ทราบข่าวสารเกี่ยวกับช่องสัญญาณเลย แนวทางที่เหมาะสมที่สุดในการแพร่สัญญาณออกไปคือ กระจายพลังงานที่สายอากาศส่งแต่ละสายอากาศเท่า ๆ กัน หรือเรียกว่า การจัดสรรพลังงานแบบสม่ำเสมอ (uniform power allocation) ดังนั้นสามารถเขียนเป็นสมการแสดงเงื่อนไขดังกล่าวได้เป็น

$$\frac{1}{M} \sum_{j=1}^M E[|x_{jt}|^2] = P_{total} \quad \text{ทุกค่าเวลา } t \quad (2.3)$$

โดยที่

$P_{total}$  แทน กำลังงานรวมที่ภาคส่ง ณ เวลาใด ๆ

$E[\cdot]$  แทน ค่าความคาดหวัง (expected value)

$|\cdot|$  แทน ค่าสัมบูรณ์หรือขนาด (absolute value)

จากเงื่อนไขดังกล่าว สามารถเขียนสมการที่ (2.1) ใหม่เพื่อให้ตัวแปรแต่ละตัวมีขนาดโดยเฉลี่ยเป็นหนึ่ง ดังนี้

$$y_{it} = \sum_{j=1}^M h_{ij}^t x_{jt} \sqrt{\rho_M} + w_{it} \quad i = 1, \dots, N \text{ และ } j = 1, \dots, M \quad (2.4)$$

โดยที่

$\rho_M$  แทน  $\rho/M$  เมื่อ  $\rho$  แทน อัตราส่วนสัญญาณต่อสัญญาณรบกวน (signal-to-noise ratio, SNR) ที่สายอากาศรับแต่ละสายอากาศ ในรูปของจำนวนจริงค่าบวก และไม่มีหน่วย

เนื่องจากความสะดวกในการแสดงด้วยนิพจน์ทางคณิตศาสตร์และการดำเนินการทางคณิตศาสตร์ จึงเขียนสมการที่ (2.4) ในรูปแบบเมทริกซ์ในกรณีทั่วไปได้ดังต่อไปนี้

$$\mathbf{y}_t = \sqrt{\rho_M} \mathbf{H}^t \mathbf{x}_t + \mathbf{w}_t \quad (2.5)$$

โดยที่

$\mathbf{y}_t = [y_{1t} \ y_{2t} \ \dots \ y_{it} \ \dots \ y_{Nt}]^T$  เมื่อ เครื่องหมาย  $(\cdot)^T$  แทน ทรานสโพส

$$\mathbf{H}^t = \begin{bmatrix} h_{11}^t & h_{12}^t & \dots & h_{1M}^t \\ h_{21}^t & h_{22}^t & \dots & h_{2M}^t \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ h_{N1}^t & h_{N2}^t & \dots & h_{NM}^t \end{bmatrix}$$

$$\mathbf{x}_t = [x_{1t} \ x_{2t} \ \dots \ x_{jt} \ \dots \ x_{Mt}]^T$$

$$\mathbf{w}_t = [w_{1t} \ w_{2t} \ \dots \ w_{it} \ \dots \ w_{Nt}]^T$$



หนึ่ง ในช่วงแรก ๆ นักวิจัยด้านช่องสัญญาณ MIMO มักตั้งข้อสมมติเพิ่มเติมว่า ช่องสัญญาณต้องเป็นแบบเฟดดิ้งแบบราบ (flat fading) เนื่องจากถือว่าสามารถขยายผลการวิจัยจากช่องสัญญาณดังกล่าวไปยังช่องสัญญาณเฟดดิ้งแบบเลือกความถี่ (frequency-selective fading channel) โดยประยุกต์กับเทคนิคที่มีอยู่เดิมได้ในภายหลัง เช่น ในกรณีด้านการสื่อสารไร้สายในแถบความถี่แบบแถบกว้าง (wideband) สามารถประยุกต์เข้ากับเทคนิค Orthogonal Frequency Division Multiplexing (OFDM) โดยพิจารณาแถบความถี่แบบแถบกว้างว่า ประกอบขึ้นจากแถบความถี่แบบแถบแคบ (narrowband) ย่อย ๆ จำนวนหลาย ๆ แถบความถี่

## 2.2 ความจุช่องสัญญาณ MIMO

งานวิจัยทางด้านวิศวกรรมสื่อสารนั้นตั้งอยู่บนทฤษฎีทางข่าวสาร สมการแสดงความจุช่องสัญญาณเป็นสิ่งที่นักวิจัยให้ความสำคัญต้องหาให้ได้ เหมือนดังที่ C. E. Shannon ศึกษาและวางรากฐานทฤษฎีทางข่าวสารไว้สำหรับวิศวกรรมสื่อสาร ผลงานของเขาส่งผลให้ต่อมามีนักวิจัยหลายท่านพยายามคิดค้นรหัสช่องสัญญาณและขั้นตอนวิธีการถอดรหัสมากมายเพื่อให้ได้ความจุช่องสัญญาณตามที่ C. E. Shannon แสดงไว้

การหาปริพันธ์ทั่วไปของความจุช่องสัญญาณนั้นเป็นไปได้ยาก งานวิจัยที่ผ่านมาจึงต้องเลือกศึกษารูปแบบของช่องสัญญาณเฉพาะเจาะจงด้วยการตั้งข้อสมมติเกี่ยวกับคุณลักษณะของช่องสัญญาณและระดับความรู้ที่ภาคส่งและภาครับมีเกี่ยวกับช่องสัญญาณนั้น ๆ โดยเฉพาะเฟดดิ้งในส่วนของกาแจกแจง (distribution) และสหสัมพันธ์ในทางระยะและเวลา (spatial and temporal correlation) จากนั้นจึงหาปริพันธ์และข้อสรุปที่สำคัญ ตัวอย่างบทความที่สำคัญ เช่น [1]–[4] ในที่นี้ขอกล่าวถึงผลการศึกษาความจุช่องสัญญาณภายใต้ข้อสมมติที่สำคัญเพื่อให้เห็นว่า ช่องสัญญาณแบบ MIMO นั้นมีความจุสูง และเพื่อให้เข้าใจความจุของระบบที่ใกล้เคียงกับที่วิทยานิพนธ์ฉบับนี้ใช้

1. กรณีช่องสัญญาณมีค่าคงที่หรือสถิต หากตั้งข้อสมมติว่า ภาครับทราบข่าวสารสถานะของช่องสัญญาณอย่างสมบูรณ์ซึ่งหมายถึง ทราบค่า  $H$  จะได้ว่า [1]

$$C = \max_x I(\mathbf{y}; \mathbf{x})$$

$$= \max_{\text{Cov}(\mathbf{x}): \text{Tr}(\text{Cov}(\mathbf{x})) = P_{\text{total}}} \log_2 \det(I_N + \rho_M H \text{Cov}(\mathbf{x}) H^*) \quad \text{bits/channel use} \quad (2.6)$$

โดยที่

$C$  แทน ค่าความจุช่องสัญญาณ (channel capacity)

$I(\mathbf{y}; \mathbf{x})$  แทน ข่าวสารร่วม (mutual information) ระหว่าง  $\mathbf{y}$  กับ  $\mathbf{x}$

$\text{Tr}(\cdot)$  แทน เทรซ (Trace) ซึ่งเป็นตัวดำเนินการที่ใช้หาค่ารวมที่สองของผลบวกของสมาชิกในแนวทแยงมุมหลักของเมทริกซ์

$I_N$  แทน เมทริกซ์เอกลักษณ์มิติ  $N \times N$

$(\cdot)^*$  แทน เฮอร์มิเชียน (Hermitian) ซึ่งหมายถึง ทรานสโพสและสังยุคในกรณีนี้ที่ดำเนินการกับเมทริกซ์และเป็นตัวดำเนินการสังยุคในกรณีนี้ที่ดำเนินการกับสเกลาร์ (scalar)

E. Telatar [1] ได้ใช้หลักการ SVD (Singular Value Decomposition) และการจัดสรรพลังงานของ  $\mathbf{x}$  โดยใช้ water-filling แสดงให้เห็นว่า

$$C = \sum_{i=1}^{\min(M, N)} (\log_2(\mu\sigma_i^2))^+ \quad (2.7)$$

โดยที่

$\mu$  แทน waterfill level

$\sigma_i$  แทน ค่าเอกฐาน (singular value) ลำดับที่  $i$  ของเมทริกซ์เฟดดิ้ง  $H$

$(a)^+$  แทน  $\max(0, a)$

ข้อสรุปที่สำคัญจากกรณีนี้คือ จากสมการที่ (2.7) แสดงให้เห็นว่า สามารถใช้ประโยชน์จาก  $H$  ซึ่งก็คือ การเพิ่มสายอากาศส่งและรับ เพื่อเพิ่มค่าความจุช่องสัญญาณได้

**2. กรณีที่ช่องสัญญาณมีการเปลี่ยนแปลง** กรณีนี้นักวิจัยด้านนี้กำหนดให้มีการเปลี่ยนแปลงแบบบล็อกเพื่อให้ทำนายในกรณีใช้งานรหัสปริภูมิ-เวลาแบบบล็อก (หัวข้อย่อยที่ 2.3) และแบบต่อเนื่องหรือก็คือ เฟดดิ้งแบบมีสหสัมพันธ์เวลาเพื่อความเหมือนจริง ในที่นี้ขอยกตัวอย่างของข้อสรุปสำหรับแบบจำลองเฟดดิ้งแบบมีสหสัมพันธ์เวลาจากบทความ [20] ซึ่งมีข้อสมมติ ดังนี้

1. ภาคส่งและภาครับทราบเพียงการแจกแจงของเมทริกซ์เฟดดิ้ง  $H'$
2. ค่าอัตสหสัมพันธ์ของเฟดดิ้งจะมีค่าเป็นศูนย์เมื่อเวลาผ่านพ้นช่วงเวลาสหสัมพันธ์ของเฟดดิ้ง (correlation time of fading)  $\tau$
3. ค่าเฟดดิ้งมีค่าเปลี่ยนแปลงตลอดเวลา  $t$  ใด ๆ

นอกจากนี้ ระบบใช้การส่งข้อมูลด้วยรหัสปริภูมิ-เวลาแบบบล็อกแทนด้วยสัญลักษณ์  $X$  ซึ่งมีจำนวนสลิตเวลาเท่ากับ  $T$

B. M. Hochwald และ T. L. Marzetta [20] ได้เสนอทฤษฎีกล่าวถึง 2 ประเด็นที่น่าสนใจมาก ขอกล่าวโดยสังเขปคือ

1. ความจำกัดของจำนวนสายอากาศส่ง (Limit on Number of Transmitter Antennas) สำหรับค่าเวลาสหสัมพันธ์  $\tau$  ค่าใด ๆ และค่าจำนวนสายอากาศรับคงที่ค่าใด ๆ ค่าความจุของช่องสัญญาณเมื่อใช้สายอากาศส่งจำนวน  $M > \min(\tau, T)$  นั้น มีค่าเท่ากับกับค่าความจุของ

ช่องสัญญาณกรณี  $M = \min(\tau, T)$  กล่าวคือ การเพิ่มจำนวนสายอากาศส่งให้มากกว่า  $\min(\tau, T)$  นั้นมิได้ช่วยเพิ่มค่าความจุของช่องสัญญาณแต่อย่างใด

2. โครงสร้างของสัญญาณซึ่งได้ค่าความจุของสัญญาณ (Structure of Signal that Achieves Capacity) สัญญาณที่ส่งออกไป  $X$  แล้วสามารถได้รับค่าความจุของสัญญาณนั้นสามารถออกแบบให้สัญญาณของสายอากาศส่งแต่ละสายอากาศมีคุณสมบัติตั้งฉากกับสัญญาณของสายอากาศส่งที่เหลือ

ข้อสรุปที่เกิดขึ้นส่วนหนึ่งก็เพื่อสนับสนุนแนวคิดที่ว่า รหัสปริภูมิ-เวลาแบบบล็อกชนิดยูนิแทรี (unitary space-time block code) ซึ่งสัญญาณของสายอากาศส่งแต่ละสายอากาศมีคุณสมบัติตั้งฉากกับสัญญาณของสายอากาศส่งที่เหลือนั้นสามารถได้รับค่าความจุของสัญญาณได้ภายใต้ข้อสมมติข้างต้น

อนึ่ง หากสนใจศึกษาเพิ่มเติมสามารถค้นคว้าเพิ่มจากเอกสารอ้างอิงหมายเลข [19] ได้บทความฉบับนี้บรรยายถึงภาพรวมของเรื่องความจุของสัญญาณ MIMO ไว้ได้ละเอียดและเป็นหมวดหมู่ดีมาก พร้อมรายละเอียดเอกสารอ้างอิงมากมาย

## 2.3 รหัสปริภูมิ-เวลา

กรรมวิธีในการใช้ช่องสัญญาณ MIMO ในกรณีที่ภาคส่งไม่ทราบข่าวสารสถานะของช่องสัญญาณนั้นเป็นกรณีที่ทำให้นักวิจัยคิดค้นรหัสปริภูมิ-เวลาขึ้น โดยรหัสปริภูมิ-เวลาที่ได้เสนอลงขึ้นมาอยู่หลายรูปแบบตามการออกแบบของนักวิจัยที่เสนอ อย่างไรก็ตาม อาจกล่าวจำกัดความของรหัสปริภูมิ-เวลาได้ว่าหมายถึง โครงสร้างการส่งข่าวสารผ่านช่องสัญญาณไร้สายที่ใช้ประโยชน์จากทรัพยากรทั้งเวลาและปริภูมิพร้อม ๆ กัน กล่าวคือ นอกจากการใช้ไดเวอร์ซิตีทางเวลาดังเช่นปกติแล้วยังใช้ไดเวอร์ซิตีทางปริภูมิด้วยการใช้จำนวนสายอากาศส่งหลายสายอากาศ เนื้อหาทั้งหมดของหัวข้อนี้ ได้เน้นในส่วนของรหัสปริภูมิ-เวลาแบบบล็อกชนิดยูนิแทรีเนื่องจากเป็นรูปแบบรหัสปริภูมิ-เวลาที่ได้เลือกศึกษาในวิทยานิพนธ์ฉบับนี้ โดยเริ่มต้นด้วยการกล่าวถึงชนิดของรหัสปริภูมิ-เวลาก่อนเพื่อให้เห็นภาพรวมของรหัสปริภูมิ-เวลา จากนั้นจึงกล่าวถึงลงไปรายละเอียดของรหัสปริภูมิเวลาแบบบล็อกชนิดยูนิแทรี และสุดท้ายกล่าวถึงการมอดูเลตเชิงปริภูมิ-เวลาแบบดิฟเฟอเรนเชียลครั้งเดียว (single differential space-time modulation) อันเป็นเทคนิคสำคัญที่ได้เลือกศึกษาในวิทยานิพนธ์ฉบับนี้

### 2.3.1 ชนิดของรหัสปริภูมิ-เวลา

งานวิจัยที่เกี่ยวข้องกับการคิดค้นรูปแบบหรือวิธีการออกแบบรหัสปริภูมิ-เวลามีอยู่จำนวนหนึ่งซึ่งสามารถแบ่งชนิดของรหัสปริภูมิ-เวลาออกเป็น 3 กลุ่มใหญ่ ๆ ได้ ดังนี้

## 1. สถาปัตยกรรมปริภูมิ-เวลาแบบ BLAST (Bell Labs Layered Space-Time Architecture) เสนอโดย G.J. Foschini [21] ในปี ค.ศ. 1996 โครงสร้างเป็น ดังนี้

ในส่วนของภาคส่งนั้น เนื่องจากสถาปัตยกรรมนี้ได้รับการคิดค้นขึ้นมาเพื่อใช้กับเทคนิคการเข้ารหัสและการมอดูเลตที่มีอยู่แล้ว โครงสร้างของภาคส่งประกอบไปด้วยองค์ประกอบที่มีอยู่แล้ว คือ ตัวดีมัลติเพลกซ์ ชุดลำดับข้อมูลออกเป็น  $M$  ลำดับย่อย ลำดับบิตข้อมูลย่อยแต่ละลำดับถูกเข้ารหัสด้วยตัวเข้ารหัสแต่ละตัวแยกต่างหากกันเด็ดขาด ด้วยเหตุที่มีการทำงานแยกเป็น  $M$  ชั้นจึงเป็นที่มาของคำว่า “layer” นั่นเอง ลำดับบิตรหัส  $M$  ลำดับจะถูกส่งผ่านสายอากาศส่ง  $M$  สายอากาศอย่างเป็น รอบรอยคาบ (periodically cycled) เพื่อให้ลำดับบิตรหัสย่อยแต่ละลำดับได้ใช้สายอากาศส่งครบทั้งหมดและสม่ำเสมอ

สำหรับขั้นตอนการตรวจวัด (detection) ภาครับต้องทราบข่าวสารสถานะของช่องสัญญาณอย่างสมบูรณ์โดยการใช้ลำดับการฝึก ซึ่งตรงกับวัตถุประสงค์ที่คิดมาเพื่อใช้กับระบบไร้สายภายในอาคารและอยู่กับที่ (fixed and indoor wireless system) โดยใช้หลักการตรวจวัดเหมือนกับหลักการของการตรวจวัดในระบบหลายผู้ใช้งาน (multi-user detection) ด้วยการหักล้างแบบต่อเนื่อง (successive)

ข้อดีคือ ความซับซ้อนทางการคำนวณของการตรวจวัดของรหัสกลุ่มนี้ถือว่า มีค่าต่ำเมื่อเทียบกับรหัสกลุ่มอื่น และได้อัตราข้อมูลสูงมาก หากอยู่ภายใต้เงื่อนไขที่ระบุในบทความ โดยเฉพาะการทราบค่าสัมประสิทธิ์ของสัญญาณหรือเฟดดิ้งอย่างถูกต้องซึ่งหากพิจารณาแล้วเป็นเงื่อนไขที่จำกัดการใช้งานมากที่สุด

## 2. รหัสปริภูมิ-เวลาแบบเทรลลิส (space-time trellis code) เสนอเป็นครั้งแรกโดย V. Tarokh และคณะ [22] ในปี ค.ศ. 1998 เป็นการรวมการออกแบบรหัสของสัญญาณและการจับคู่สัญลักษณ์ส่งผ่านสายอากาศส่งจำนวนหลายสายอากาศเข้าด้วยกันซึ่งทำให้ได้ทั้งการได้ประโยชน์เชิงไดเวอร์ซิตี (diversity advantage) และอัตราขยายการเข้ารหัส (coding gain) ตัวเข้ารหัสชนิดนี้ประกอบไปด้วย พหุนามตัวกำเนิด (generator polynomial) ที่แตกต่างกันจำนวน $M$ ตัว เพื่อสร้างสัญญาณที่จะส่งด้วยสายอากาศส่งแต่ละสายอากาศจำนวน $M$ สายอากาศ หนึ่งด้วยการที่ใช้พหุนามตัวกำเนิดเข้ารหัสจึงเป็นที่มาของคำว่า “เทรลลิส”

ในส่วนของการถอดรหัสที่ภาครับนั้น ต้องทราบข่าวสารสถานะของช่องสัญญาณอย่างสมบูรณ์ และใช้การถอดรหัสแบบ MLSE (Maximum Likelihood Sequence Estimation) หรือใช้ VA (Viterbi Algorithm)

ข้อดีคือ หากใช้จำนวนสถานะ (state) ของการเข้ารหัสสูง ๆ จะได้อัตราขยายการเข้ารหัสสูงขึ้น ส่งผลให้ได้ค่าสมรรถนะดีกว่าแบบบล็อกมาก ข้อเสียอีกข้อหนึ่งคือ ได้อัตราข้อมูลสูงเมื่อเทียบกับแบบบล็อก ถึงกระนั้นก็ตาม รหัสชนิดนี้มีข้อเสียคือ มีความซับซ้อนในการถอดรหัสสูง

3. รหัสปริภูมิ-เวลาแบบบล็อก (space-time block code) เสนอเป็นครั้งแรกโดย S. M. Alamouti [23] ในปี ค.ศ. 1998 โครงสร้างของรหัสชนิดนี้ประกอบไปด้วยรูปแบบการมอดูเลตที่ขยายจากกรณีทั่วไปแบบสายอากาศส่งและรับหนึ่งคู่และใช้สล็อตเวลาเดียว (คาบสัญลักษณ์หนึ่งคาบ) เป็นแบบใช้สายอากาศส่งจำนวนหลายสายอากาศและใช้สล็อตเวลาจำนวนหลายสล็อตเป็นที่มาของคำว่า “บล็อก” นั่นเอง รหัสปริภูมิ-เวลาแบบบล็อกได้รับการออกแบบให้สัญญาณที่ส่งด้วยสายอากาศส่งแต่ละสายอากาศ ในช่วงความยาวหนึ่งบล็อกนั้นมีความสัมพันธ์ตั้งฉากกับสัญญาณที่ส่งด้วยสายอากาศส่งที่เหลือ สำหรับขั้นตอนการตรวจวัดที่ภาครับนั้นเองจากคุณสมบัติความตั้งฉากดังกล่าวทำให้สมการแบบความควรจะเป็นสูงสุด (Maximum Likelihood) หรือนิยมย่อว่า ML ของความเป็นไปได้ของชุดรหัสแบบบล็อกทั้งหมด ลดรูปเหลือเพียงการตรวจวัดแบบทีละสัญลักษณ์ (สมาชิกหลักของบล็อก) ทำให้ลดความซับซ้อนในการตรวจวัดลงมาจากระดับเอกซ์โพเนนเชียลเป็นเชิงเส้น

ข้อเสียของกลุ่มนี้คือ อัตราส่งข้อมูลต่ำเมื่อเทียบกับกลุ่มอื่น ๆ และไม่มีอัตราขยายการเข้ารหัส อย่างไรก็ตาม ด้วยรูปแบบที่เป็นบล็อกเช่นนี้ทำให้สะดวกต่อการนำไปใช้เป็นระบบแบบต่อกันกับตัวเข้ารหัสช่องสัญญาณ ข้อดีคือ ระบบแบบต่อกันมีสมรรถนะที่ดีในขณะที่ความซับซ้อนไม่มาก

ด้วยเหตุที่วิทยานิพนธ์ฉบับนี้เลือกศึกษาการทำงานร่วมกันของรหัสช่องสัญญาณและรหัสปริภูมิ-เวลาแบบบล็อกชนิดยูนิแทรีซึ่งถือว่าเป็นส่วนหนึ่งของกลุ่มรหัสในข้อที่ 3 ข้างต้นจึงขอกล่าวถึงรหัสดังกล่าวนี้ในรายละเอียดในหัวข้อย่อยที่ 2.3.2 อันเป็นหัวข้อถัดไป

### 2.3.2 รหัสปริภูมิ-เวลาแบบบล็อกยูนิแทรี

เสนอโดย B. Huges [13] และ B. M. Hochwald และคณะ [20], [24] เพื่อสะดวกแก่การทำควมเข้าใจจึงแบ่งเนื้อหาออกเป็นส่วน ๆ โดยจะกล่าวถึงโครงสร้างของรหัสชนิดนี้ก่อนเพื่อให้ทราบนิยามที่ชัดเจน ต่อจากนั้นจึงกล่าวถึงเรื่องความน่าจะเป็นของความผิดพลาดเฉพาะคู่ (pairwise probability of error) ซึ่งเป็นสิ่งบ่งชี้สมรรถนะของรหัสปริภูมิ-เวลาแบบบล็อก อีกทั้งเป็นที่มาของเกณฑ์การออกแบบ (design criterion) ของรหัสปริภูมิ-เวลาแบบบล็อกยูนิแทรี

#### 2.3.2.1 โครงสร้าง

กรณีที่ส่งสัญญาณไปยังภาครับด้วยรหัสปริภูมิ-เวลาแบบบล็อก สัญญาณที่ถูกส่งมาดังกล่าวจะสามารถเขียนให้อยู่ในรูปเมทริกซ์ได้ดังนี้

$$X = \begin{bmatrix} x_{11} & x_{12} & \cdots & x_{1T} \\ x_{21} & x_{22} & \cdots & x_{2T} \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ x_{M1} & x_{M2} & \cdots & x_{MT} \end{bmatrix}$$



**นิยามที่ 2.2** เรากล่าวว่า เซตรหัสปริภูมิ-เวลาแบบบล็อก  $\mathbf{U}$  ใด ๆ เป็นยูนิแทรี ถ้ารหัสปริภูมิ-เวลาทุก ๆ รูปแบบมีสมบัติดังต่อไปนี้

$$U_m U_m^* = T \cdot I_M \quad m = 1, 2, \dots, |\mathbf{U}|, \quad \forall U_m \in \mathbf{U} \quad (2.8)$$

โดยที่  $|\mathbf{A}|$  แทน เครื่องหมายค่าจำนวนสมาชิกของเซต (cardinality of set)  $\mathbf{A}$  ใด ๆ

ซึ่งเรียกรหัสแบบนี้ว่า รหัสปริภูมิ-เวลาแบบยูนิแทรี (unitary space-time code) มีอัตรา

ข้อมูลเป็น  $R = \frac{1}{T} \log_2 |\mathbf{U}|$  bits/channel use

### 2.3.2.2 ความน่าจะเป็นของความผิดพลาดเฉพาะคู่ และเกณฑ์การออกแบบ

การออกแบบรหัสปริภูมิ-เวลาแบบบล็อกจำเป็นต้องมีตัวชี้วัดสมรรถนะ อาจกล่าวได้ว่าสมรรถนะของระบบการสื่อสารไร้สายแบบดิจิทัลเฉพาะในส่วนของตัวตรวจวัด คือ อัตราความผิดพลาดสัญลักษณ์ (Symbol Error Rate ย่อว่า SER) ซึ่งค่าอัตราความผิดพลาดสัญลักษณ์มีความสัมพันธ์กับความน่าจะเป็นของความผิดพลาดเฉพาะคู่ อันหมายถึง ความน่าจะเป็นของความผิดพลาดของภาครับซึ่งตรวจวัดรหัสที่ถูกส่งมา  $U_i$  เป็นรหัสอื่น  $U_j$  และเป็นค่าที่หาได้ง่ายกว่า เกณฑ์การออกแบบรหัสเพื่อให้ได้สมรรถนะที่ดีจึงสามารถหาจากนิพจน์ของความน่าจะเป็นของความผิดพลาดเฉพาะคู่ได้ อย่างไรก็ตาม การหาพจน์ดังกล่าวในรูปทั่วไปเป็นเรื่องที่ยาก ทำให้จำเป็นต้องกำหนดข้อสมมติว่า เฟดดิ้งเป็นแบบบล็อก นอกจากนี้เงื่อนไขเกี่ยวกับระดับข่าวสารสถานะของช่องสัญญาณที่ภาครับทราบทำให้แบ่งการพิจารณาออกเป็น 2 กรณี ดังนี้

#### 1. กรณีภาครับทราบข่าวสารสถานะของช่องสัญญาณอย่างสมบูรณ์

จากสมการที่ (2.5) สามารถเขียนสมการของช่องสัญญาณของระบบที่ใช้รหัสปริภูมิ-เวลาแบบบล็อกได้ว่า

$$Y_k = \sqrt{\rho_M} H_k X_k + W_k \quad (2.9)$$

โดยที่

$Y_k$  แทน เมทริกซ์สัญญาณที่ได้รับซึ่งมีสมาชิกคือ  $y_{it}^k$  อันหมายถึง สัญญาณที่ได้รับที่สายอากาศรับลำดับที่  $i$  ณ สล็อตเวลาลำดับที่  $t$  ของบล็อกข้อมูลลำดับที่  $k$

$W_k$  แทน เมทริกซ์สัญญาณรบกวนแบบบวกรูปแบบของลำดับสมาชิก  $w_{it}^k$  เช่นเดียวกับ  $Y_k$

จากสมการที่ (2.9) สามารถแสดงฟังก์ชันความหนาแน่นของความน่าจะเป็นของสัญญาณ  $Y_k$  เมื่อให้ว่า ส่ง  $X_m$  มายังภาครับ ที่ลำดับบล็อกที่  $k$  ได้ ดังนี้

$$p(Y | H, U_m) = \frac{\exp(-\text{Tr}((Y - \sqrt{\rho_M} H U_m)(Y - \sqrt{\rho_M} H U_m)^*))}{\pi^{TN}} \quad (2.10)$$

เพื่อความสะดวกในการแสดงนิพจน์ ขอละตัวแปรลำดับบล็อกที่  $k$  ไว้ในฐานที่เข้าใจตลอดหัวข้อนี้

หาขอบเขต (bound) ของความน่าจะเป็นของความผิดพลาดเฉพาะคู่ซึ่งแทนด้วย  $\Pr\{\cdot\}$  เมื่อตรวจวัตรหัสที่ถูกส่งมา  $U_i$  เป็นรหัสอื่น  $U_j$  ได้ด้วยการประมาณ โดยการประยุกต์ใช้สูตรขอบเขตของเชอร์นอฟฟ์ (Chernoff Bound) (โดยมีคำอธิบายเรื่องขอบเขตของเชอร์นอฟฟ์ในเอกสารอ้างอิงหมายเลข [26]) [22] ดังนี้

$$\Pr\{U_i \rightarrow U_j | H\} \leq \exp(-(\rho_M/4)d^2(U_i, U_j)) \quad (2.11)$$

โดยที่

$$d^2(U_i, U_j) = \text{Tr}(H(U_i - U_j)(U_i - U_j)^* H^*) \quad (2.12)$$

จากแบบจำลองที่ใช้ขนาดของสัมประสิทธิ์เฟดดิ้งมีการแจกแจงเป็นเรย์ลีเฟดดิ้ง ค่าเฉลี่ยของความน่าจะเป็นของความผิดพลาดเฉพาะคู่เทียบกับขนาดของสัมประสิทธิ์เฟดดิ้ง เพื่อมาจึ้นลตัวแปรสัมประสิทธิ์เฟดดิ้งทั้ง จากนั้นนิพจน์ขอบเขตตามสมการที่ (2.11) จะกลายมาเป็น [13]

$$\Pr\{U_i \rightarrow U_j\} \leq \frac{1}{(\det(I + (\rho_M/4)(U_i - U_j)(U_i - U_j)^*))^N} \quad (2.13)$$

จากนิพจน์ขอบเขตตามสมการที่ (2.13) สามารถนิยามเกณฑ์การออกแบบได้เมื่อพิจารณากรณีที่  $\rho_M$  มีค่ามาก ๆ นิพจน์ทางขวาของนิพจน์ขอบเขตข้างต้นจะเข้าสู่สู่นิพจน์ดังนี้

$$\begin{aligned} \Pr\{U_i \rightarrow U_j\} &\leq (\det((U_i - U_j)(U_i - U_j)^* \rho_M/4))^{-N} \text{ กรณี } \rho_M \text{ มีค่ามาก ๆ} \\ &\leq (\Lambda_p(U_i, U_j) \rho_M/4)^{-N\nu_p(U_i, U_j)} \end{aligned} \quad (2.14)$$

(ใช้ตัวห้อย  $p$  แทน การทราบข่าวสารสถานะของช่องสัญญาณอย่างสมบูรณ์) โดยที่

1.  $\nu_p(U_i, U_j)$  คือ การได้ประโยชน์เชิงไดเวอร์ซิตี (diversity advantage) ของคู่รหัสปริภูมิ-เวลา  $(U_i, U_j)$  มีนิยามว่า ค่าแรงก์ (rank) ของเมทริกซ์ผลลบ  $U_i - U_j$

$$\nu_p(U_i, U_j) = \text{rank}(U_i - U_j) \quad (2.15)$$

2.  $\Lambda_p(U_i, U_j)$  คือ การได้ประโยชน์เชิงรหัส (coding advantage) ของคู่รหัสปริภูมิ-เวลา  $(U_i, U_j)$  ซึ่งเป็นคนละค่ากับอัตราขยายการเข้ารหัส (coding gain) และนิยามได้ดังนี้

$$\Lambda_p(U_i, U_j) = \left| (U_i - U_j)(U_i - U_j)^* \right|_+^{1/\nu_p(U_i, U_j)} \quad (2.16)$$

เมื่อ  $|A|_+$  แทน ผลคูณของค่าเจาะจง (eigenvalue) ค่าต่าง ๆ ที่ไม่เป็นศูนย์โดยรวมค่าที่ซ้ำกันด้วยของเมทริกซ์  $A$

ในกรณีที่  $\nu_p(U_i, U_j) = M$  จะเรียกว่า ใช้สายอากาศเต็มที (full rank) ซึ่งขอนิยามการได้ประโยชน์เชิงรหัสของคู่รหัสปริภูมิ-เวลา  $(U_i, U_j)$  ใหม่ด้วยสัญลักษณ์ ดังนี้



$$\Lambda'_p(U_i, U_j) = |(U_i - U_j)(U_i - U_j)^*|_+^{1/M} \quad (2.17)$$

ในการหาสมรรถนะของรหัสปริภูมิ-เวลา จะพิจารณาที่ค่าต่ำสุดของเกณฑ์การออกแบบทางสมรรถนะทั้งสองเพื่อเป็นตัวชี้วัดว่า ชุดรหัสแบบใดมีสมรรถนะสูงสุด สามารถเขียนเป็นสมการแสดงนิยามได้ ดังนี้

$$1. v_p \triangleq \min_{m \neq m'} v_p(U_m, U_{m'}) \quad (2.18)$$

$$2. \Lambda_p \triangleq \min_{m \neq m' : v_p(U_m, U_{m'}) = v_p} \Lambda_p(U_m, U_{m'}) \quad (2.19)$$

เมื่อ  $m = 1, \dots, |U|$

พิจารณาในกรณีที่เป็นการใช้สายอากาศเต็มที หรือ  $v_p = M$  จะเหลือเกณฑ์เพียงแค่เกณฑ์เดียวคือ การได้ประโยชน์เชิงรหัส สามารถเขียนเป็นสมการแสดงนิยามได้ ดังนี้

$$\Lambda'_p \triangleq \min_{m \neq m'} \Lambda'_p(U_m, U_{m'}) \quad (2.20)$$

## 2. กรณีภาครับไม่ทราบข่าวสารสถานะของช่องสัญญาณ

จากสูตรในบทที่ 3 ในเอกสารอ้างอิงหมายเลข [27] สามารถแสดงได้ว่า

$$p(Y | U_m) = \frac{\exp(-\text{Tr}(Y \Sigma_m^{-1} Y^*))}{\det(\pi \Sigma_m)^N} \quad (2.21)$$

โดยที่

$$\Sigma_m = I_T + \rho_M U_m^* U_m \quad (2.22)$$

อาศัยความรู้ทางคณิตศาสตร์ สามารถหานิพจน์ของ  $\Sigma_m^{-1}$  และ  $|\Sigma_m|$  ได้ ดังนี้

### 1. $\Sigma_m^{-1}$

จากสมการที่ (2.22) และอาศัยสูตรที่ว่า

$$(A + BCD)^{-1} = A^{-1} - A^{-1}B(C^{-1} + DA^{-1}B)^{-1}DA^{-1}$$

จะได้

$$\Sigma_m^{-1} = I^{-1} - I^{-1} \rho_M ((U_m^*)^{-1} + U_m I^{-1} \rho_M)^{-1} U_m I^{-1}$$

จากคุณสมบัติยูนิแทรีดังในสมการที่ (2.8) จะได้ว่า  $U_m = T(U_m^*)^{-1}$  ดังนั้น

$$\Sigma_m^{-1} = I - \frac{\rho_M}{T \rho_M + 1} U_m^* U_m \quad (2.23)$$

หนึ่ง สังเกตว่า เนื่องด้วยคุณสมบัติยูนิแทรีส่งผลให้การหานิพจน์  $\Sigma_m^{-1}$  ลดความซับซ้อนลงมากโดยที่ไม่ต้องหาค่าผกผัน (inverse) ของเมทริกซ์ตรง ๆ

### 2. $\det(\Sigma_m)$

จากสมการที่ (2.22) จะได้ว่า  $\det(\Sigma_m) = \det(I_T + \rho_M U_m^* U_m)$  อาศัยคุณสมบัติที่ว่า  $\det(I + AB) = \det(I + BA)$  และคุณสมบัติยูนิแทรี จะได้

$$\det(\Sigma_m) = \det(I_M + \rho_M T I_M) = \det((1 + T\rho_M)I_M) = (1 + T\rho_M)^M \quad (2.24)$$

พิจารณาสมการที่ (2.24) พบว่า  $\det(\Sigma_m)$  ไม่ขึ้นอยู่กับ  $U_m$

จากสมการที่ (2.21) แทนสมการที่ (2.23) และ (2.24) ลงไป แล้วลดรูปลงเพื่อใช้ในการตรวจวัดจะได้ว่า

$$\begin{aligned} \hat{m} &= \arg \max_m p(Y | U_m) \\ &= \arg \max_m \text{Tr}(Y U_m^* U_m Y^*) \end{aligned} \quad (2.25)$$

โดยที่  $\arg$  แทน อาริกิวเมนต์ที่ทำให้ได้ค่าสูงสุด (หรือต่ำสุด)

ด้วยขั้นตอนการหาพจน์ขอบเขตของความน่าจะเป็นของความผิดพลาดเฉพาะคู่ เหมือนกับกรณีการรับทราบข่าวสารสถานะของช่องสัญญาณอย่างสมบูรณ์ (มีคำอธิบายอยู่ในเอกสารอ้างอิงหมายเลข [22]) จะได้ว่า

$$\Pr\{U_i \rightarrow U_j\} \leq \frac{1}{\det\left(I + \frac{\rho_M^2 T^2}{4(1 + \rho_M T)} \left(I - \frac{1}{T^2} U_j U_i^* U_i U_j^*\right)\right)^N} \quad (2.26)$$

เช่นเดียวกับกรณีทราบข่าวสารสถานะของช่องสัญญาณอย่างสมบูรณ์ สำหรับกรณีที่  $\rho_M$  มีค่ามาก ๆ พจน์ทางขวาของนิพจน์ขอบเขตตามสมการที่ (2.26) จะกลายเป็น

$$\Pr\{U_i \rightarrow U_j\} \leq \left(\Lambda_a(U_i, U_j) \rho_M / 4\right)^{-N v_a(U_i, U_j)} \quad (2.27)$$

โดยที่การใช้ตัวห้อย  $a$  เพื่อแทน การไม่ทราบข่าวสารสถานะของช่องสัญญาณ (ย่อจาก absence) และสามารถนิยามเกณฑ์การออกแบบได้ ดังนี้

$$1. v_a(U_i, U_j) \text{ คือ แรงก์ของ } I - (1/T^2) U_j U_i^* U_i U_j^* \quad (2.28)$$

$$2. \Lambda_a(U_i, U_j) = \left| T I - (1/T) U_j U_i^* U_i U_j^* \right|_+^{1/v_a(U_i, U_j)} \quad (2.29)$$

ในกรณีใช้สายอากาศเต็มที จากสมการที่ (2.29) สามารถนิยามการได้ประโยชน์เชิงรหัสของคู่รหัสปริภูมิ-เวลา  $(U_i, U_j)$  ใหม่ด้วยสัญลักษณ์ ดังนี้

$$\Lambda'_a(U_i, U_j) = \left| T I - (1/T) U_j U_i^* U_i U_j^* \right|_+^{1/M} \quad (2.30)$$

เช่นเดียวกับกรณีแรก ค่าต่ำสุดของเกณฑ์การออกแบบทางสมรรถนะทั้งสอง สามารถเขียนเป็นสมการแสดงนิยามได้ ดังนี้

$$1. v_a \triangleq \min_{m \neq m'} v_a(U_m, U_{m'}) \quad (2.31)$$

$$2. \Lambda_a \triangleq \min_{m \neq m' : v_a(U_m, U_{m'}) = v_a} \Lambda_a(U_m, U_{m'}) \quad (2.32)$$

เมื่อ  $m = 1, \dots, |\mathbf{U}|$

### 2.3.3 การมอดูเลตเชิงปริภูมิ-เวลาแบบดิฟเฟอเรนเชียลครั้งเดียว (เนื้อหาโดยส่วนใหญ่เรียบเรียงจากเอกสารอ้างอิงหมายเลข [13])

โดยทั่วไป การมอดูเลตและการดีมอดูเลตที่ใช้กันคือ แบบร่วมนัย (coherent) กล่าวคือ ถือว่า ภาครับสามารถทราบค่าเฟสของสัณฐานที่เฟดดิ้งได้ซึ่งหากพิจารณาถี่ถ้วนพบว่า ไม่สามารถทำได้ภายใต้เงื่อนไขบางแบบ ตัวอย่างเช่น ช่องสัญญาณมีการเปลี่ยนแปลงรวดเร็วเมื่อเทียบกับความยาวของคาบสัญญาณ เป็นต้น หรือขัดต่อเป้าประสงค์สำคัญของการสื่อสารไร้สายในยุคนี้คือ ทำให้ใช้ความถี่ได้ไม่มีประสิทธิภาพ ตัวอย่างที่ชัดเจนคือ สำหรับการส่งแบบใช้สายอากาศส่งและรับจำนวนมากอย่างกรณีใช้รหัสปริภูมิ-เวลา แม้ช่องสัญญาณมีการเปลี่ยนแปลงปานกลางก็ตามแต่เนื่องจากการที่มีจำนวนเส้นทางขององค์ประกอบทางตรงจำนวนมาก ย่อมส่งผลให้ต้องใช้อำดับการฝึกจำนวนมากสำหรับการทราบข่าวสารสถานะของช่องสัญญาณของเส้นทางขององค์ประกอบทางตรงทั้งหมดเมื่อเทียบกับกรณีใช้สายอากาศส่งและรับเพียงคู่เดียว จากเหตุผลดังกล่าวทำให้มีนักวิจัยหลายท่านเสนอเทคนิคการมอดูเลตและดีมอดูเลตแบบดิฟเฟอเรนเชียลสำหรับรหัสปริภูมิ-เวลาซึ่งอาจพิจารณาได้ว่า เป็นกรณีขยายของการมอดูเลตเชิงดิฟเฟอเรนเชียลแบบดั้งเดิม เช่น พีเอสเคเชิงดิฟเฟอเรนเชียล (Differential PSK, DPSK) เป็นต้น V. Tarokh [11] ซึ่งขณะนั้นสังกัด AT&T เป็นนักวิจัยท่านแรกที่ได้รับการตีพิมพ์ผลงานเกี่ยวกับการมอดูเลตเชิงปริภูมิ-เวลาแบบดิฟเฟอเรนเชียล เขาเสนอวิธีการมอดูเลตในกรณีใช้สายอากาศส่งจำนวน 2 สายอากาศโดยอาศัยรหัสปริภูมิ-เวลาแบบบล็อกของ S. Alamouti อย่างไรก็ตามวิธีการนี้ก็กลับมีข้อจำกัดคือ ไม่สามารถนำไปใช้ได้โดยมีประสิทธิภาพสำหรับในกรณีที่มีคอนสเทลเลชัน (constellation) เป็นค่าเชิงซ้อนและใช้จำนวนสายอากาศส่งมากกว่า 2 สายอากาศ และกรณีที่มีคอนสเทลเลชันเป็นค่าจริงและใช้จำนวนสายอากาศส่งมากกว่า 8 สายอากาศ แต่ในเวลาใกล้เคียงกันนั่นเอง B. Hughes [13] ได้เสนอผลงานซึ่งชัดเจนกว่าดังกล่าวออกไปได้ด้วยการนำรหัสกรุป (group code) มาใช้ในการส่งข้อมูลแบบดิฟเฟอเรนเชียล เนื้อหาถัดไปจะกล่าวถึงหัวข้อ 4 หัวข้อ ได้แก่ นิยามของรหัสกรุป ขั้นตอนการมอดูเลตเชิงปริภูมิ-เวลาแบบดิฟเฟอเรนเชียลครั้งเดียว สมการสำหรับการตรวจวัด และการหาเกณฑ์การออกแบบเพื่อแสดงให้เห็นถึงสมรรถนะที่ลดลง 3 dB จากการตรวจวัดแบบทราบข่าวสารสถานะของช่องสัญญาณอย่างสมบูรณ์ ดังที่จะได้อธิบายต่อไป

#### 2.3.3.1 รหัสกรุป (group code)

**นิยามที่ 2.3** พิจารณาระบบที่มีสายอากาศส่ง  $M$  สายอากาศ มีคอนสเทลเลชันเป็นค่าเชิงซ้อน  $C = \{1, -1, j, -j\}$  สำหรับกรณี  $T \geq M$  ให้  $\mathbf{G}$  เป็นกรุปใด ๆ ของเมทริกซ์มิติ  $T \times T$  บนการคูณเมทริกซ์ซึ่งมีคุณสมบัติยูนิแทรี ดังนี้

$$\mathbf{G}_m^* \mathbf{G}_m = \mathbf{G}_m \mathbf{G}_m^* = T \cdot \mathbf{I} \quad m = 1, 2, \dots, |\mathbf{G}| \quad (2.33)$$

กำหนด  $D$  เป็น เมทริกซ์ที่มีมิติ  $M \times T$  ที่ทำให้  $DG_m \in \mathbb{C}^{M \times T}$  สำหรับ  $\forall G_m \in \mathbf{G}$  เราจะเรียกคอลเล็กชันของเมทริกซ์ (collection of matrices)  $DG \triangleq \{DG_m : \forall G_m \in \mathbf{G}\}$  ว่า “รหัสกรุปแบบมัลติแชนแนล (multichannel group code) ความยาว  $T$  เหนือคอนสแตลเลชัน  $\mathbb{C}$ ”

ตัวอย่างเช่น สำหรับ  $M=T=2$

$$\mathbf{G} = \left\{ \pm \begin{bmatrix} 1 & 0 \\ 0 & 1 \end{bmatrix}, \pm \begin{bmatrix} j & 0 \\ 0 & -j \end{bmatrix}, \pm \begin{bmatrix} 0 & 1 \\ -1 & 0 \end{bmatrix}, \pm \begin{bmatrix} 0 & j \\ j & 0 \end{bmatrix} \right\}$$

โดยที่  $D = \begin{bmatrix} 1 & -1 \\ 1 & 1 \end{bmatrix}$   $DG$  เป็นรหัสกรุปเหนือ QPSK เช่น  $D \cdot \begin{bmatrix} 1 & 0 \\ 0 & 1 \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} 1 & 0 \\ 0 & 1 \end{bmatrix}$  และ

$$D \cdot \begin{bmatrix} 0 & j \\ j & 0 \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} -j & j \\ j & j \end{bmatrix} \text{ เป็นต้น}$$

### 2.3.3.2 ขั้นตอนการมอดูเลตเชิงปริภูมิ-เวลาแบบดิฟเฟอเรนเชียลครั้งเดียว

ต่อไปจะกล่าวถึง “การมอดูเลตเชิงปริภูมิ-เวลาแบบดิฟเฟอเรนเชียลครั้งเดียว” โดยใช้รหัสกรุปที่ B. Hughes ได้เสนอขึ้น สำหรับคำว่า “ครั้งเดียว” นั้นมีเจตนาเพื่อแยกให้ชัดเจนกับเทคนิคอีกเทคนิคหนึ่งที่เรียกว่า การมอดูเลตเชิงปริภูมิ-เวลาแบบดิฟเฟอเรนเชียลสองครั้ง (double differential space-time modulation) ซึ่งไม่ได้กล่าวถึงในที่นี้ สำหรับขั้นตอนการมอดูเลตแบบดิฟเฟอเรนเชียลครั้งเดียวที่ B. Hughes เสนอ [13] มีดังนี้

ให้  $\mathbf{G}$  แทน เซตของข่าวสารที่เป็นไปได้ (set of possible messages)

$C_k$  แทน ข่าวสารบล็อกที่  $k$  ที่ต้องการจะส่งผ่านช่องสัญญาณซึ่ง  $C_k \in \mathbf{G}$

$X_k$  แทน รหัสเชิงปริภูมิ-เวลาบล็อกที่  $k$  ซึ่งจะถูกส่งออกจากสายอากาศ

ขั้นที่ 1. ส่งข้อมูลอ้างอิง (reference)  $X_0 = D$

ขั้นที่ 2. เข้ารหัสข่าวสารด้วยสมการ

$$X_k = X_{k-1} C_k, \quad k=1, \dots, K \quad (2.34)$$

ซึ่งเรียกว่า “สมการเข้ารหัสแบบดิฟเฟอเรนเชียล” และพิสูจน์ได้ไม่ยากว่า  $X_k \in DG$  เมื่อ  $X_{k-1} \in DG$

นอกจากนี้ สังเกตได้ว่า สมการที่ (2.34) มีโครงสร้างของเทอร์ลิสเหมือนกรณีการมอดูเลตแบบดิฟเฟอเรนเชียลที่ใช้สายอากาศส่งและรับเพียงคู่เดียวเช่นกัน ถือได้ว่าเป็นคุณสมบัติที่พิเศษมากและเหมาะที่จะประยุกต์ใช้กับขั้นตอนวิธีการถอดรหัสเทอร์ลิสได้ แต่อย่างไรก็ตามการส่งแบบดิฟเฟอเรนเชียลในลักษณะข้างต้นนี้ส่งผลให้อัตราการมอดูเลต (modulation rate) เป็น

$$R_m = \frac{K}{K+1} R = \frac{K}{K+1} \frac{1}{T} \log_2 |\mathbf{G}|$$

จากเงื่อนไขของคุณสมบัติยูนิแทรี จะได้ว่า ต้องกำหนด  $DG$  ว่าเป็นรหัสปริภูมิ-เวลาแบบยูนิแทรี นั่นคือ

$$DG_m(DG_m)^* = T \cdot I \quad \forall G_m \in \mathbf{G}$$

พิจารณาพจน์ทางซ้ายมือของสมการจะได้ว่า  $DG_m(DG_m)^* = DG_m G_m^* D^* = DI_T D^* = DD^*$  ดังนั้น

$$DD^* = T \cdot I \quad (2.35)$$

และเพื่อให้ง่ายต่อการคำนวณและจัดรูปสมการ จึงกำหนดข้อจำกัดเพิ่มลงไป คือ กำหนดให้  $M = T$  ซึ่งเป็นกรณีที่ง่ายที่สุดเนื่องจากเมทริกซ์จะเป็นจัตุรัส

### 2.3.3.3 นิพจน์ตัวตรวจวัด

ภาคส่งได้ส่งข้อมูลเป็นลำดับ  $[X_0 : \dots : X_K]$  โดยคิดเป็น 1 เฟรมการมอดูเลตแบบดิฟเฟอเรนเชียล ณ ภาครับ อินพุตของตัวดีมอดูเลตแทนด้วยเป็น  $Y = [Y_0 : \dots : Y_K]$  สามารถเขียนแทนด้วยสมการได้ว่า

$$Y_k = \sqrt{\rho_M} H X_k + W_k \quad k = 1, \dots, K \quad (2.36)$$

สำหรับกรณีของการมอดูเลตแบบดิฟเฟอเรนเชียลนั้น การหานิพจน์ของการตรวจวัดของภาครับจะสำเร็จได้จำเป็นต้องตั้งข้อสมมติว่า สัมประสิทธิ์เฟดดิ้งมีค่าไม่เปลี่ยนแปลงตลอดช่วง 1 เฟรมการมอดูเลตแบบดิฟเฟอเรนเชียลและจะมีค่าเปลี่ยนแปลงในเฟรมถัดไป จึงสังเกตได้ว่า ในสมการที่ (2.36) ไม่ใส่ตัวห้อย  $k$  ที่ตัวแปร  $H$

เพื่อลดความซับซ้อนในการตรวจวัดลง ภาครับจะตรวจวัด  $G_k$  โดยใช้เพียง 2 บล็อกสุดท้ายที่รับมาเท่านั้น กำหนดให้

$$\bar{Y}_k \triangleq [Y_{k-1} : Y_k] \text{ เป็นเมทริกซ์มิติ } N \times 2T$$

$$\bar{X}_k^m \triangleq [X_{k-1} : X_{k-1} G_m] \text{ เป็นเมทริกซ์มิติ } M \times 2T$$

เลือกรหัสตามข้อกำหนดของเนื้อหาตอนท้ายในหัวข้อย่อยที่ 2.3.3.2 กล่าวคือ  $DD^* = T \cdot I$  และ  $M = T$  ทำให้ได้ว่า

$$1. \quad \bar{X}_k^m (\bar{X}_k^m)^* = 2T \cdot I_M \quad (2.37)$$

ทำให้สามารถพิจารณาว่า  $\bar{X}_k^m$  สมมูลกับรหัสปริภูมิ-เวลาแบบยูนิแทรีที่มีความยาวของบล็อกเป็น  $2T$  ได้ และ

$$2. \quad X_k X_k^* = X_k^* X_k = T \cdot I_M, k = 1, \dots, K \quad (2.38)$$

ใช้สมการที่ (2.25) ของตัวตรวจวัดแบบ ML ลดรูป จะได้ว่า

$$\hat{C}_k = \arg \max_{G_m \in \mathbf{G}} \text{Tr}\{\bar{Y}_k (\bar{X}_k^m)^* \bar{X}_k^m \bar{Y}_k^*\} \quad (2.39)$$

หานิพจน์  $(\bar{X}_k^m)^* \bar{X}_k^m$  โดยใช้สมการที่ (2.38) จะได้



$$\begin{aligned}
(\bar{X}_k^m)^* &= \begin{bmatrix} X_{k-1}^* \\ (X_{k-1} G_m)^* \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} X_{k-1}^* \\ G_m^* X_{k-1}^* \end{bmatrix} \\
(\bar{X}_k^m)^* \bar{X}_k^m &= \begin{bmatrix} X_{k-1}^* X_{k-1} & X_{k-1}^* X_{k-1} G_m \\ G_m^* X_{k-1}^* X_{k-1} & G_m^* X_{k-1}^* X_{k-1} G_m \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} TI & TG_m \\ TG_m^* & TI \end{bmatrix}
\end{aligned} \tag{2.40}$$

แทนลงในสมการที่ (2.39) จะได้

$$\begin{aligned}
\hat{C}_k &= \arg \max_{G_m \in \mathbf{G}} \text{Tr} \left\{ [Y_{k-1} : Y_k] \begin{bmatrix} TI & TG_m \\ TG_m^* & TI \end{bmatrix} \begin{bmatrix} Y_{k-1}^* \\ Y_k^* \end{bmatrix} \right\} \\
&= \arg \max_{G_m \in \mathbf{G}} \text{Tr} \{ (TY_k Y_k^* + TY_{k-1} Y_{k-1}^* + TY_k G_m^* Y_{k-1}^* + TY_{k-1} G_m Y_k^*) \}
\end{aligned} \tag{2.41}$$

พจน์ที่ 1 และ 2 ของสมการที่ (2.41) ไม่ขึ้นอยู่กับ  $G_m$  และพิจารณาพจน์ที่ 3 และ 4 ได้ว่าเป็นผลบวกของคู่สังยุคซึ่งจะได้เป็นจำนวนจริง ดังนั้น

$$\hat{C}_k = \arg \max_{G_m \in \mathbf{G}} \Re(\text{Tr}\{Y_{k-1} G_m Y_k^*\}) \tag{2.42}$$

ด้วยคุณสมบัติ  $\text{Tr}(AB) = \text{Tr}(BA)$  จะได้ว่า

$$\hat{C}_k = \arg \max_{G_m \in \mathbf{G}} \Re(\text{Tr}\{G_m Y_k^* Y_{k-1}\}) \tag{2.43}$$

สมการที่ (2.43) ถือเป็นสมการที่สำคัญที่สุดในหัวข้อนี้ เพราะอยู่ในรูปที่เหมาะสมต่อการเขียนเป็นขั้นตอนวิธีการตรวจวัดของภาครับ

#### 2.3.3.4 ความน่าจะเป็นของความผิดพลาดเฉพาะคู่ และเกณฑ์การออกแบบ

การตีמודูเลตแบบดิฟเฟอเรนเชียลไม่ใช้ข่าวสารสถานะของช่องสัญญาณ จึงเราสามารถประยุกต์ใช้สมการที่ (2.26) ได้ เพื่อหาขอบเขตบนของความน่าจะเป็นของความผิดพลาดเฉพาะคู่ และเกณฑ์การออกแบบได้โดยพิจารณา  $\bar{U}_m \triangleq [X_{k-1} : X_{k-1} G_m] = [X_{k-1} : U_m]$  เป็นรหัสปริภูมิเวลาสำหรับส่งข่าวสาร  $C_k = G_m$  นอกจากนี้จากคุณสมบัติยูนิแทรี (2.40) จะได้

$$\begin{aligned}
I - \frac{1}{(2T)^2} \bar{U}_i \bar{U}_j^* \bar{U}_j \bar{U}_i^* &= I - \frac{1}{2} I - \frac{1}{4T} U_i U_j^* - \frac{1}{4T} U_j U_i^* \\
&= \frac{1}{4T} (U_i - U_j)(U_i - U_j)^*
\end{aligned}$$

$$\text{Pr}\{\bar{U}_i \rightarrow \bar{U}_j\} \leq \frac{1}{\left| I + \frac{\rho_M^2 (2T)}{4(1 + \rho_M (2T))} (\frac{1}{2} (U_i - U_j)(U_i - U_j)^*) \right|^N} \tag{2.44}$$

สำหรับกรณีที่  $\rho_M$  มีค่าสูงมาก ๆ นิพจน์ทางขวาของสมการที่ (2.44) ข้างต้นจะกลายเป็น  $(\Lambda_d(U_i, U_j) \rho_M / 4)^{-N \nu_d(U_i, U_j)}$  ใช้ตัวย่อ  $d$  แทนความหมายว่าเป็นการมอดูเลตเชิงปริภูมิเวลาแบบดิฟเฟอเรนเชียล เราสามารถหาเกณฑ์การออกแบบกรณีภาครับทราบข่าวสารสถานะของช่องสัญญาณอย่างสมบูรณ์และกรณีภาครับไม่ทราบข่าวสารสถานะของช่องสัญญาณ โดย



อาศัยสูตรจากหัวข้อย่อยที่ 2.3.2.2 จะได้นิพจน์ของการได้ประโยชน์เชิงไดเวอร์ซิตีและการได้ประโยชน์เชิงรหัสกรณีกการมอดูเลตเชิงปริภูมิ-เวลาแบบดิฟเฟอเรนเชียลครั้งเดียวเป็นดังนี้

#### 1. การได้ประโยชน์เชิงไดเวอร์ซิตี

1.1 กรณีภาครับทราบข่าวสารสถานะของช่องสัญญาณอย่างสมบูรณ์

$$v_d(U_i, U_j) = v_p(U_i, U_j) \quad (2.45)$$

1.2 กรณีภาครับไม่ทราบข่าวสารสถานะของช่องสัญญาณ

$$v_d(U_i, U_j) = v_a(U_i, U_j) \quad (2.46)$$

ซึ่งจากสมการที่ (2.44) จะได้ว่า  $v_d(U_i, U_j)$  เท่ากับแรงก์ของ  $U_i - U_j$

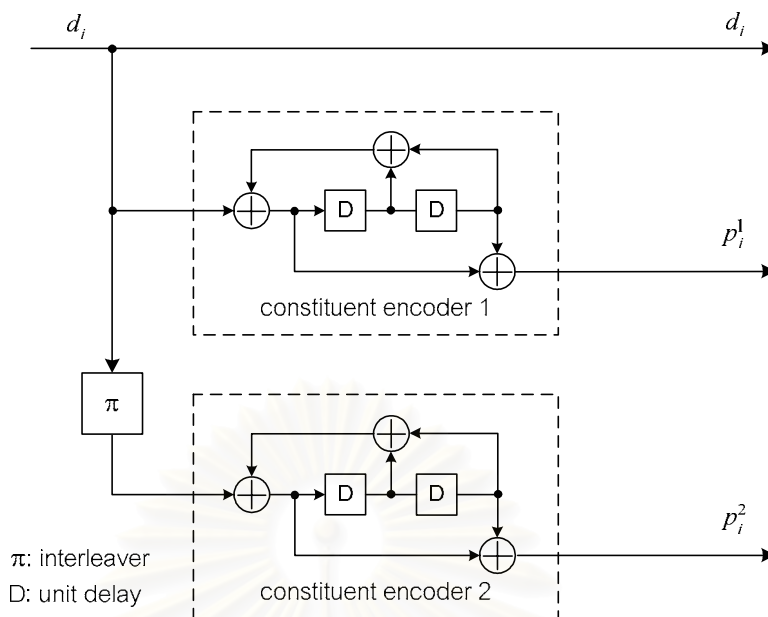
#### 2. การได้ประโยชน์เชิงรหัส

$$\begin{aligned} \Lambda_d(U_i, U_j) &\triangleq \left| \frac{1}{2}(U_i - U_j)(U_i - U_j)^* \right|^{1/v_d(U_i, U_j)} \\ &= \frac{1}{2} \Lambda_p(U_i, U_j) \end{aligned} \quad (2.47)$$

นั่นคือ สมรรถนะของการมอดูเลตและดีมอดูเลตแบบดิฟเฟอเรนเชียลเฉพาะส่วนการมอดูเลตและดีมอดูเลตมีค่าต่ำกว่าการตรวจวัดแบบร่วมนัยครั้งหนึ่ง ภายใต้เงื่อนไขที่ตัวตรวจวัดแบบดิฟเฟอเรนเชียลใช้การตรวจวัดแบบไม่ร่วมนัยตามที่กล่าวไว้ในหัวข้อย่อยที่ 2.3.3.3

### 2.4 รหัสเทอร์โบ (turbo code)

ในช่วงทศวรรษที่ 90 เป็นต้นมา ถือได้ว่า การคิดค้นกรรมวิธีในการเข้ารหัสและถอดรหัสช่องสัญญาณประเภทใหม่ที่เรียกว่า “รหัสเทอร์โบ” โดย C. Berrou A. Glavieux และ P. Thitimajshima [25] ในปี ค.ศ. 1993 เป็นการคิดค้นครั้งสำคัญที่สุดครั้งหนึ่งเลยก็ว่าได้ ดัชนีชี้วัดถึงความสำคัญของรหัสนี้ สามารถสังเกตได้โดยง่ายจากงานวิจัยจำนวนมากที่มีเนื้อหาเกี่ยวข้องกับรหัสเทอร์โบ ไม่เพียงแต่ในด้านงานวิจัยเท่านั้น สำหรับในด้านการใช้งานจริง รหัสเทอร์โบก็ได้รับการเลือกให้เป็นรหัสช่องสัญญาณสำหรับมาตรฐานการสื่อสารไร้สายจากองค์กรสำคัญต่างๆ เป็นที่เรียบร้อยแล้ว คุณสมบัติเด่นที่ทำให้รหัสเทอร์โบได้รับความสนใจเห็นจะเป็นความสามารถในการทำงานได้ดีแม้ช่องสัญญาณจะมีอัตราส่วน  $E_b/N_0$  ที่ต่ำมาก และที่สำคัญคือ มีสมรรถนะเข้าใกล้ค่าที่กำหนดจากทฤษฎีของ C. Shannon โดยอาศัยกระบวนการเข้ารหัสและถอดรหัสที่ไม่ซับซ้อนมากนักซึ่งในอดีตที่ผ่านมายังไม่มีวิธีการเข้ารหัสช่องสัญญาณใดสามารถทำได้หรือถ้าทำได้ก็ต้องใช้อัตราการเข้ารหัสที่สูงประกอบกับตัวถอดรหัสที่ซับซ้อนมาก สำหรับหัวข้อนี้จะกล่าวถึงหลักการเข้ารหัสและถอดรหัสเทอร์โบอันเป็นรหัสช่องสัญญาณที่เลือกใช้ในวิทยานิพนธ์ฉบับนี้โดยสังเขปดังต่อไปนี้



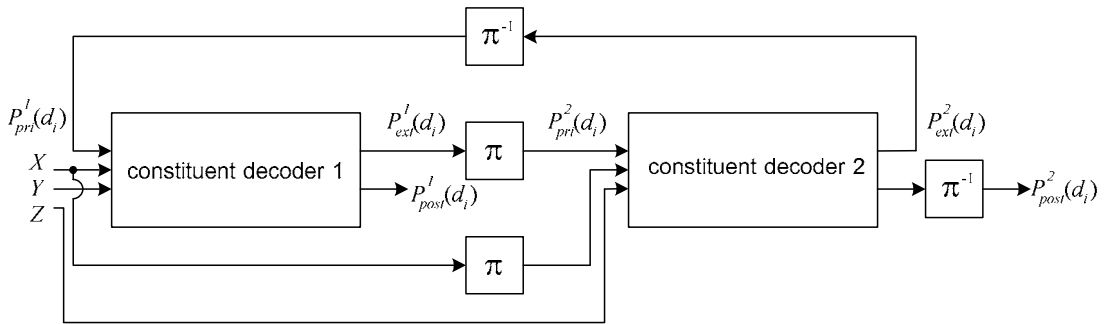
รูปที่ 2.3 ตัวเข้ารหัสเทอร์โบที่ใช้ตัวเข้ารหัส RSC (5,7)<sub>8</sub> จำนวน 2 ตัวเข้ารหัส

### 2.4.1 ตัวเข้ารหัสเทอร์โบ

โครงสร้างพื้นฐานของการเข้ารหัสเทอร์โบมีลักษณะเป็นการเข้ารหัสแบบต่อขนาน (parallel concatenated encoding) โดยใช้ตัวเข้ารหัสคอนโวลูชันแบบมีระบบที่มีการป้อนกลับ หรือตัวเข้ารหัส RSC (Recursive Systematic Convolutional encoder or RSC encoder) ตั้งแต่ 2 ตัวขึ้นไป มาต่อขนานกันและมีตัวสลับลำดับการเข้ารหัส (coding interleaver)  $\pi$  ต่ออยู่ ด้านหน้าตัวเข้ารหัส RSC ลำดับที่ 2 เป็นต้นไป (ยกเว้น ตัวเข้ารหัส RSC ตัวแรก) รูปที่ 2.3 แสดงตัวอย่างโครงสร้างการเข้ารหัสเทอร์โบในกรณีที่ใช้ตัวเข้ารหัสย่อยทั้งสองตัวเป็นตัวเข้ารหัสคอนโวลูชันแบบมีระบบที่มีการป้อนกลับที่มีพหุนามตัวกำเนิดแบบป้อนไปข้างหน้า (feed-forward generating polynomial) และมีพหุนามตัวกำเนิดแบบป้อนกลับ (feedback generating polynomial) เหมือนกัน คือ  $1+D^2$  และ  $1+D+D^2$  หรือเขียนให้อยู่ในระบบเลขฐานแปดได้เป็น  $(1, \frac{5}{7})_8$  หรือ  $(5,7)_8$  ตามลำดับ โดยมักกำหนดให้บิตซ้ายสุดเป็น LSB (Least Significant Bit)

### 2.4.2 ตัวถอดรหัสเทอร์โบ

เนื้อหาในส่วนนี้ขอเริ่มต้นด้วยการแสดงรายละเอียดของโครงสร้างตัวถอดรหัสเทอร์โบก่อน จากนั้นจึงอธิบายขั้นตอน BCJR อันเป็นหลักที่ใช้ในการหาความน่าจะเป็นของบิตข้อมูลเพื่อใช้ในการตัดสินใจในภายหลัง ต่อจากนั้นจึงกล่าวถึงชนิดของข่าวสารในการถอดรหัสเทอร์โบ และหัวข้อสุดท้ายที่กล่าวถึง คือ หลักการถอดรหัสแบบวนซ้ำ (iterative decoding) ของตัวถอดรหัสย่อยอันเป็นสิ่งสำคัญที่สุดของรหัสเทอร์โบเลยก็ว่าได้



รูปที่ 2.4 ตัวถอดรหัสเทอร์โบแบบอนุกรม

### 2.4.2.1 โครงสร้างของตัวถอดรหัสเทอร์โบ

โครงสร้างของตัวถอดรหัสเทอร์โบกรณีที่ใช้ตัวเข้ารหัสย่อยแบบไบนารีจำนวน 2 ตัว ส่งข้อมูลทั้งหมดโดยไม่มีการพังเจอร์ (puncture) และใช้คอนสเทลเลชันเป็น BPSK กรณีใช้การวนซ้ำแบบอนุกรมสามารถแสดงได้ดังรูปที่ 2.4

อนึ่ง ขออธิบายความหมายของตัวแปรและสัญลักษณ์ต่าง ๆ ในหัวข้อถัดไป

#### 2.4.2.2 ขั้นตอนวิธี BCJR (BCJR algorithm) [28]

เมื่อสัญญาณที่ถูกส่งมาผ่านช่องสัญญาณแบบไร้ความจำเชิงดิสครีต (discrete memoryless channel) มาถึงภาครับดังรูปที่ 2.4 ตัวถอดรหัสย่อยแต่ละตัวมีหน้าที่คำนวณหาค่าความน่าจะเป็นหลัง (*a posteriori* probability ย่อว่า APP) ของบิตข้อมูล  $d_i$  โดยใช้ขั้นตอนวิธี BCJR หรือบางครั้งเรียก ขั้นตอนวิธี MAP (Maximum A-Posteriori algorithm) ดังเนื้อหาต่อไปนี้

พิจารณาตัวถอดรหัสย่อยหมายเลข 1 สามารถแสดงนิพจน์ความน่าจะเป็นหลัง  $P^1_{post}(d_i)$  ได้ดังนี้

$$P^1_{post}(d_i) = \Pr(d_i | \underline{X}_1^N, \underline{Y}_1^N) = \sum_{(S_i, S_{i+1}): d_i} \Pr(S_i, S_{i+1} | \underline{X}_1^N, \underline{Y}_1^N) \quad (2.48)$$

โดยที่

$d_i$  แทน บิตข้อมูล ณ เวลา  $i$  ซึ่งต้องการจะถอดรหัส โดยที่  $d_i$  เป็นบิตข้อมูลในลำดับบิตข้อมูล  $\underline{d}_1^N$  ที่ถูกป้อนให้กับตัวเข้ารหัสย่อยที่ภาคส่งเรียงตามลำดับตั้งแต่ 1 ถึง  $N$

$\underline{X}_1^N$  แทน ลำดับสัญญาณหรือสัญลักษณ์ที่รับได้ที่ภาครับแล้วส่งมายังเครื่องถอดรหัสย่อยโดยมีลำดับตรงกันกับลำดับของบิตข้อมูล  $\underline{d}_1^N$  และมีความหมายว่า สัญลักษณ์  $X_i$  บรรจุบิตข้อมูล  $d_i$

$\underline{Y}_1^N$  แทน ลำดับสัญญาณหรือสัญลักษณ์ที่รับได้ที่ภาครับแล้วส่งมายังเครื่องถอดรหัสย่อยโดยมีลำดับตรงกันกับลำดับของบิตพริตตีจากตัวเข้ารหัสย่อยหมายเลข 1  $p^1_1, p^1_2, \dots, p^1_i, \dots, p^1_N$  และมีความหมายว่า สัญลักษณ์  $Y_i$  บรรจุบิตพริตตี  $p^1_i$

$S_{i-1}$  แทน สถานะ (state) ของตัวเข้ารหัสย่อยก่อนที่  $d_i$  จะถูกเข้ารหัส

$S_i$  แทน สถานะของตัวเข้ารหัสย่อยหลังจากที่  $d_i$  ถูกเข้ารหัสแล้ว

$(S_{i-1}, S_i) : d_i$  หมายถึง เหตุการณ์ที่ตัวเข้ารหัสย่อยเปลี่ยนสถานะจาก  $S_{i-1}$  ไปเป็น  $S_i$  เมื่อป้อนข้อมูล  $d_i$  ถูกป้อนเข้าสู่ตัวเข้ารหัสย่อย

ในการคำนวณค่าความน่าจะเป็นหลังมักจะมีการแปลงรูปความสัมพันธ์ และจัดให้อยู่ในรูปแบบที่คำนวณได้ง่ายโดยใช้วิธีรีเคอร์ซีฟ (recursive) ดังต่อไปนี้

$$\Pr(d_i | \underline{X}_1^N, \underline{Y}_1^N) = \frac{\sum_{(S_{i-1}, S_i) : d_i} \alpha_{i-1}(S_{i-1}) \gamma_i(S_{i-1}, S_i) \beta_i(S_i)}{\sum_{d_i} \sum_{(S_{i-1}, S_i) : d_i} \alpha_{i-1}(S_{i-1}) \gamma_i(S_{i-1}, S_i) \beta_i(S_i)} \quad (2.49)$$

โดยที่

$$\alpha_i(S_i = s) = \Pr(S_i = s | \underline{X}_1^i) \quad (2.50)$$

$$\beta_i(S_i = s) = \Pr(\underline{X}_{i+1}^N, \underline{Y}_{i+1}^N | S_i = s, \underline{X}_1^i, \underline{Y}_1^i) \quad (2.51)$$

และ  $\gamma_i(S_{i-1} = s', S_i = s) = \Pr(X_i, Y_i, S_i = s | S_{i-1} = s', \underline{X}_1^{i-1}, \underline{Y}_1^{i-1}) \quad (2.52)$

$\alpha_i(S_i = s)$  มีความหมายว่า ความน่าจะเป็นของสถานะ  $S_i = s$  ของตัวเข้ารหัสย่อยเมื่อกวาดแผนภาพเทรลลิส (trellis diagram) ไปข้างหน้าตั้งแต่สถานะที่เวลา 0 ไปจนถึง  $i$  ที่สถานะ  $s$  และ  $\beta_i(S_i = s)$  มีความหมายว่า ความน่าจะเป็นของสถานะ  $S_i = s$  ของตัวเข้ารหัสย่อยเมื่อกวาดแผนภาพเทรลลิสไปข้างหลังตั้งแต่สถานะที่เวลา  $N$  กลับมาจนถึง  $i$  ที่สถานะ  $s$  ซึ่งสามารถคำนวณในลักษณะรีเคอร์ซีฟแบบไปข้างหน้า (forward recursive) และรีเคอร์ซีฟแบบย้อนไปข้างหลัง (backward recursive) ได้ดังนี้

$$\alpha_i(S_i = s) = \frac{\sum_{s'} \alpha_{i-1}(S_{i-1} = s') \gamma_i(S_{i-1} = s', S_i = s)}{\sum_s \sum_{s'} \alpha_{i-1}(S_{i-1} = s') \gamma_i(S_{i-1} = s', S_i = s)} \quad (2.53)$$

$$\beta_i(S_i = s) = \frac{\sum_{s'} \gamma_{i+1}(S_i = s, S_{i+1} = s') \beta_{i+1}(S_{i+1} = s')}{\sum_s \sum_{s'} \gamma_{i+1}(S_i = s, S_{i+1} = s') \beta_{i+1}(S_{i+1} = s')} \quad (2.54)$$

ตัวหารที่ปรากฏในสมการข้างต้นทั้งสองสมการ คือ ค่าคงที่นอร์มัลไลเซชัน (normalization constant) ซึ่งทำหน้าที่ป้องกันมิให้การคำนวณแบบรีเคอร์ซีฟประสบปัญหาหน่วยเกินเก็บ (underflow) ได้

สำหรับค่าสุดท้าย  $\gamma_i(S_{i-1} = s', S_i = s)$  คือ ความน่าจะเป็นทรานซิชัน (transition probability) หมายถึง ความน่าจะเป็นของสถานการณ์ที่เปลี่ยนจากสถานะ  $S_{i-1} = s'$  ไปยังสถานะ  $S_i = s$  ซึ่งคำนวณได้ดังนี้

$$\gamma_i(S_{i-1} = s', S_i = s) = \Pr(S_i = s | S_{i-1} = s') \Pr(X_i, Y_i | S_{i-1} = s', S_i = s, \underline{X}_1^{i-1}, \underline{Y}_1^{i-1}) \quad (2.55)$$

โดยมีขั้นตอนการคำนวณ คือ

1. ใช้สมการที่ (2.55) คำนวณหาค่า  $\gamma_i(S_{i-1}, S_i)$  ทั้งหมดก่อน
2. ใช้สมการที่ (2.53) และ (2.54) คำนวณหาค่า  $\alpha_i(S_i)$  และ  $\beta_i(S_i)$  ทุก ๆ ค่าตามลำดับโดยมีเงื่อนไขขอบเขต (boundary condition) ว่า

$$\alpha_0(s) = \begin{cases} 1, & s = 0 \\ 0, & s \neq 0 \end{cases} \quad \text{และ} \quad \beta_N(s) = \begin{cases} 1, & s = 0 \\ 0, & s \neq 0 \end{cases}$$

โดยเงื่อนไขขอบเขตเหล่านี้มาจากการพิจารณาจากกลไกการทำงานของตัวเข้ารหัสที่กำหนดให้ชิฟตรีจิสเตอร์ทุกตัวเริ่มต้นและสิ้นสุดการเข้ารหัสที่สถานะเป็นศูนย์เสมอ

3. ใช้สมการที่ (2.49) คำนวณหาค่าความน่าจะเป็นหลังของบิตข้อมูล  $d_i$
4. ตัดสินบิตด้วยกฎการตัดสินใจ คือ การหาค่าความน่าจะเป็นหลังสูงสุด (MAP) ค่าความน่าจะเป็นหลังที่คำนวณได้จากข้อ 3 จะนำมาใช้ในการตัดสินใจว่าบิตข้อมูล  $d_i$  น่าจะเป็นบิตใดระหว่างบิต 0 กับบิต 1 ซึ่งกระบวนการตัดสินใจเป็นไปดังนี้

$$\begin{aligned} & d_i = 0 \\ & \Pr(d_i = 0 | \underline{X}_1^N, \underline{Y}_1^N) > \Pr(d_i = 1 | \underline{X}_1^N, \underline{Y}_1^N) \\ & < \\ & d_i = 1 \end{aligned} \quad (2.56)$$

โดยจะตัดสินใจให้บิต  $d_i$  มีค่าเป็น 0 เมื่อค่าความน่าจะเป็นหลังที่กำหนดให้  $d_i = 0$  มีค่ามากกว่าค่าความน่าจะเป็นหลังที่กำหนดให้  $d_i = 1$  และตัดสินใจให้  $d_i$  มีค่าเป็น 1 ในกรณีตรงกันข้ามกับกรณีแรก

### 2.4.2.3 ชนิดของข่าวสาร

ข่าวสารที่เกี่ยวกับบิตข้อมูลของรหัสเทอร์โบอาจแบ่งออกได้เป็น 3 ชนิด ดังนี้

1. ข่าวสารเบื้องต้นแรก (*a priori* information) ของบิตข้อมูล  $d_i$  แทนด้วยสัญลักษณ์  $P_{pri}(d_i)$  คือ ข่าวสารของบิตข้อมูลก่อนการถอดรหัส โดยมาจากแหล่งข้อมูลที่ไม่ใช่จากลำดับของสัญลักษณ์ที่รับได้หรือจากโครงสร้างเทรลลิสของตัวเข้ารหัสย่อนั้น แสดงได้ดังนี้

$$P_{pri}(d_i) = \Pr(S_i = s | S_{i-1} = s') = \Pr(d_i) \quad (2.57)$$



2. ข่าวสารซิสติแมติก (systematic information) ของบิตข้อมูล  $d_i$  คือ ข่าวสารที่ได้รับจากสัญลักษณ์ที่รับได้เฉพาะที่มีบิตข้อมูล  $d_i$  อยู่

3. ข่าวสารเอ็กซ์ทรินซิก (extrinsic information) ของบิตข้อมูล  $d_i$  แทนด้วยสัญลักษณ์  $P_{ext}(d_i)$  คือ ข่าวสารที่ได้รับจากเครื่องถอดรหัสย่อยตัวหนึ่ง ๆ ซึ่งหาจากความน่าจะเป็นหลังของบิตข้อมูล  $d_i$  โดยที่กำจัดข่าวสารที่ได้จากข่าวสารเบื้องต้นแรก และข่าวสารซิสติแมติกเฉพาะของบิตข้อมูล  $d_i$  ออกก่อน กล่าวอีกนัยคือ ขึ้นกับโครงสร้างของการเข้ารหัส สัญลักษณ์ที่ได้รับ และข่าวสารเบื้องต้นแรกของบิตอื่น ๆ ที่ไม่ใช่ของบิต  $d_i$  จะเห็นได้ว่า ข่าวสารเอ็กซ์ทรินซิกนั้นเป็นข่าวสารใหม่ที่ได้จากตัวถอดรหัสย่อยซึ่งตัดข่าวสารที่ซ้ำซ้อนและได้ถูกใช้แล้วออกไป

#### 2.4.2.4 หลักการถอดรหัสแบบวนซ้ำ

การถอดรหัสเทอร์โบนั้นได้อาศัยหลักการถอดรหัสแบบวนซ้ำ (iterative decoding) ของตัวถอดรหัสย่อยจำนวนเท่ากับจำนวนตัวเข้ารหัสย่อยที่ใช้ในการเข้ารหัสเป็นหัวใจหลักในการทำงาน หลักการถอดรหัสแบบวนซ้ำที่ว่านี้อาจแบ่งออกได้เป็นแบบขนานและแบบอนุกรม ในที่นี้ขอกล่าวถึงแบบอนุกรมโดยพิจารณารูปที่ 2.4 เป็นตัวอย่างประกอบการอธิบาย ดังนี้

ในรอบแรก ตัวถอดรหัสย่อยตัวหนึ่งถอดรหัสตามขั้นตอนวิธี MAP ดังในหัวข้อย่อยที่ 2.4.2.2 โดยมีข้อกำหนดให้ใช้ข่าวสารเบื้องต้นแรกของบิตข้อมูล  $d_i$  เป็นดังนี้

$$P_{pri}(d_i = d) = 0.5 \quad \text{เมื่อ } d \in \{0,1\} \text{ และ } i = 1, 2, \dots, N \quad (2.58)$$

เมื่อคำนวณเสร็จ จะส่งลำดับข่าวสารเอ็กซ์ทรินซิก  $P_{ext}^1(d_i)$  ผ่านตัวสลับลำดับเพื่อให้มีลำดับตรงกับลำดับข้อมูลของตัวเข้ารหัสย่อยหมายเลข 1 ก่อนจะป้อนให้ตัวถอดรหัสย่อยหมายเลข 2 เพื่อใช้เป็นข่าวสารเบื้องต้นแรกสำหรับตัวถอดรหัสย่อยหมายเลข 2 เนื่องจากข่าวสารเอ็กซ์ทรินซิกนี้อาจถูกพิจารณาได้ว่า เป็นข่าวสารของบิตข้อมูลโดยทราบบาก่อนล่วงหน้าจากตัวถอดรหัสย่อยตัวหมายเลขที่ 1 ซึ่งส่งมาให้มันเอง เมื่อตัวถอดรหัสย่อยหมายเลข 2 ถอดรหัสตามขั้นตอนวิธี MAP เสร็จก็จะส่ง  $P_{ext}^2(d_i)$  ที่คำนวณได้ไปให้ตัวถอดรหัสย่อยหมายเลข 1 โดยผ่านตัวสลับลำดับกลับก่อน ณ ตรงจุดนี้ถือว่า เสร็จ 1 รอบการวนซ้ำแบบอนุกรม การส่งผ่านข่าวสารเอ็กซ์ทรินซิกระหว่างกันของเครื่องถอดรหัสย่อยทั้งสองตัวนั้นทำให้ความน่าเชื่อถือ (reliability) ของการถอดรหัสในแต่ละรอบมีค่าดีขึ้น การถอดรหัสจึงดำเนินซ้ำไปซ้ำมาจนกระทั่งจำนวนรอบของการถอดรหัสมีค่ามากพอ จากนั้นจะนำค่าความน่าจะเป็นหลังที่คำนวณได้ในรอบสุดท้ายไปใช้ในการตัดสินใจว่าบิตข้อมูล  $d_i$  ไດถูกส่งมา



## บทที่ 3

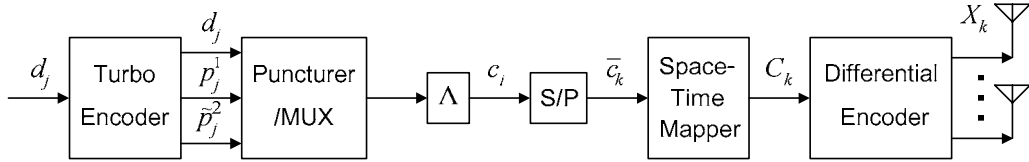
### การมอดูเลตแบบปริภูมิ-เวลาเชิงดิฟเฟอเรนเชียลที่เข้ารหัสเทอร์โบ

เนื้อหาทั้งหมดของบทนี้เป็นการกล่าวทบทวนรายละเอียดการมอดูเลตแบบปริภูมิ-เวลาเชิงดิฟเฟอเรนเชียลร่วมกับรหัสเทอร์โบทั้งในส่วนของโครงสร้างและกรรมวิธีการทำงาน โดยแบ่งเนื้อหาออกเป็น 3 ส่วนคือ โครงสร้างของภาคส่ง ช่องสัญญาณ และโครงสร้างของภาครับ

#### 3.1 โครงสร้างของภาคส่ง

โครงสร้างของภาคส่งของระบบการมอดูเลตแบบปริภูมิ-เวลาเชิงดิฟเฟอเรนเชียลร่วมกับรหัสเทอร์โบได้แสดงไว้ในรูปที่ 3.1 ภาคส่งเลือกใช้สายอากาศส่งจำนวน  $M$  สายอากาศ และสายอากาศรับจำนวน  $N$  สายอากาศ เลือกใช้ชุดรหัสปริภูมิ-เวลา  $\mathbf{U}$  ซึ่งมีสล็อตเวลาจำนวน  $T$  สล็อต โดยมีอัตราข้อมูลเป็น  $R = \frac{1}{T} \log_2 |\mathbf{U}|$  bits/channel use

ขั้นตอนการทำงานเริ่มต้นจากการเข้ารหัสบิตข้อมูลชนิดไบนารีจำนวน  $N_{inf}$  บิต ด้วยตัวเข้ารหัสเทอร์โบที่มีโครงสร้างดังในบทที่ 2 ใช้ซีพทีริจิสเตอร์ที่มีขนาดความจำ (memory length) เป็น  $\nu$  แล้วจึงได้ลำดับบิตผลลัพธ์จำนวน 3 ลำดับ ตามโครงสร้างตัวเข้ารหัสเทอร์โบแบบทั่วไปดังในบทที่ 2 ลำดับบิตทั้งสามลำดับได้แก่ ลำดับบิตข้อมูล  $d_j$  ลำดับบิตเพรดีของตัวเข้ารหัสย่อยหมายเลข 1  $p_j^1$  และลำดับบิตเพรดีของตัวเข้ารหัสย่อยหมายเลข 2  $p_j^2$  ได้รับการพังเจอร์ (puncture) เพื่อให้ได้อัตรารหัสเป็น  $R_c$  (พิจารณาบิตปลาย) ซึ่งมีหน่วยเป็น information bits/coded bits พร้อมทั้งมัลติเพล็กซ์ (multiplex) ต่อจากนั้นลำดับบิตผลลัพธ์จากการมัลติเพล็กซ์เหล่านี้ได้รับการสลับลำดับบิตโดยตัวสลับลำดับชนิดสุ่มเทียมเชิงสม่ำเสมอ (uniformly pseudorandom interleaver, UPI) ซึ่งทำหน้าที่เป็นตัวสลับลำดับของช่องสัญญาณ (channel interleaver) แทนด้วยสัญลักษณ์  $\Lambda$  จากนั้นป้อนลำดับบิตรหัสซึ่งได้รับการสลับลำดับบิต  $c_i$  เข้าไปยังตัวแปลงผันแบบอนุกรมไปเป็นขนาน (serial-to-parallel converter) ซึ่งทำหน้าที่แบ่งและจับกลุ่มบิตข้อมูลที่ติดกันเป็นกลุ่ม ๆ ละ  $TR_m$  บิต แทนด้วยสัญลักษณ์  $\bar{c}_k$  ถัดจากนั้น  $\bar{c}_k$  แต่ละกลุ่มบิตลำดับที่  $k$  จะได้รับการเข้าสู่ (map) กับรหัสปริภูมิ-เวลา  $C_k = G_m$  เมื่อ  $G_m \in \mathbf{G}$  โดยตัวเข้าสู่รหัสปริภูมิ-เวลา (space-time mapper) ด้วยหลักการเข้าสู่แบบเกรย์ (Gray mapping) ขั้นตอนสุดท้ายตัวเข้ารหัสแบบดิฟเฟอเรนเชียล (differential encoder) ดำเนินการเข้ารหัสเชิงดิฟเฟอเรนเชียลแก่ลำดับรหัสปริภูมิ-เวลา  $C_k$  จนครบ 1 เฟรม จำนวน  $K + 1$  บล็อกตามหลักการในบทที่ 2 แล้วจึงส่งสัญญาณด้วยสายอากาศส่งผ่านช่องสัญญาณแบบ MIMO ไปยังภาครับ



รูปที่ 3.1 แผนภาพแบบบล็อกของโครงสร้างของภาคส่ง

### 3.1.1 ตัวสลับลำดับของช่องสัญญาณ

เป็นตัวสลับลำดับบิตความยาว  $N_A = N_{inf} / R_c$  เป็นตัวสลับลำดับบิตชนิดสุ่มเทียมเชิงสม่ำเสมอ หรือย่อว่า UPI เหตุที่เลือกชนิดนี้เนื่องจากเพื่อให้บิตรหัสที่มาอยู่ในกลุ่ม  $\bar{c}_k$  เดียวกันมีความอิสระจากกันมากที่สุดเพื่อให้สามารถใช้ข่าวสารจากตัวถอดรหัสเทอร์โบมาสร้างข่าวสารเบื้องต้นของรหัสปริภูมิ-เวลาให้กับส่วนของตัวถอดรหัสการมอดูเลต (modulation decoder) (คำอธิบายเกี่ยวกับตัวถอดรหัสการมอดูเลตปรากฏอยู่ในหัวข้อย่อยที่ 3.3.2) ได้

### 3.1.2 การเข้าคู่ (mapping)

ความคลุมเครืออย่างหนึ่งของรหัสปริภูมิ-เวลาแบบยูนิแทรีชนิดกรุปคือ นักวิจัยที่ได้นำเสนอรหัส [13], [24] มิได้เสนอหลักการเข้าคู่รหัสและบิตข้อมูลที่จะส่งซึ่งต่างจากรหัสปริภูมิ-เวลาแบบบล็อกของ S. M. Alamouti [23] และ V. Tarokh และคณะ [31] ที่แสดงหลักการเข้าคู่เอาไว้ อย่างไรก็ตามรูปแบบของรหัสมีความแตกต่างกัน จึงไม่สามารถประยุกต์ใช้กับรหัสปริภูมิ-เวลาแบบ ยูนิแทรีชนิดกรุปได้ ในหัวข้อนี้จึงกล่าวถึงหลักการเข้าคู่รหัสปริภูมิ-เวลาแบบ ยูนิแทรีชนิดกรุปที่ใช้ในการส่งแบบดิฟเฟอเรนเชียล

เป็นที่ทราบกันว่า การเข้าคู่แบบเกรย์อันมีหลักการคือ ระบุรูปแบบไบนารีบิตให้คู่รหัสที่อยู่ใกล้กันที่สุดมีน้ำหนัก (weight) ของระยะแฮมมิง (Hamming distance) ต่างกันน้อยที่สุดหรือเพียงหนึ่ง เป็นหลักการที่มีเป้าประสงค์ให้ได้ค่าความน่าจะเป็นความผิดพลาดบิต (bit error probability) ต่ำที่สุดในกรณีที่แหล่งข้อมูลที่มีลักษณะสม่ำเสมอ ในที่นี้ไม่สามารถประยุกต์ใช้หลักการเข้าคู่แบบเกรย์ได้โดยตรง จึงมีความจำเป็นต้องพิจารณาเป็นกรณีเฉพาะ ดังนี้

สำหรับการเข้าคู่ระหว่างบิตกับสัญลักษณ์การมอดูเลตสามารถเขียนสมการแสดง BER ได้ดังนี้ [29]

$$P_b = \sum_{i=0}^{2^n-1} \sum_{\substack{j=0 \\ j \neq i}}^{2^n-1} \frac{d_H(\bar{c}_i, \bar{c}_j)}{n} \Pr(\hat{U} = U_j | U = U_i) \Pr(U_i) \quad (3.1)$$

โดยที่

$P_b$  แทน ความน่าจะเป็นความผิดพลาดบิต

$d_H(\bar{c}_i, \bar{c}_j)$  แทน ระยะแฮมมิงระหว่างเวกเตอร์ไบนารี  $\bar{c}_i$  กับ  $\bar{c}_j$

$\Pr(\hat{U} = U_j | U = U_i)$  แทน ความน่าจะเป็นที่ภาครับตรวจวัดได้เป็น  $U_j$  เมื่อภาคส่งได้ส่ง  $U_j$  มา

$n$  แทน จำนวนบิตของเวกเตอร์ไบนารี  $n = \log_2 |\mathbf{U}|$

$i, j$  แทน ดัชนีของรหัสปริภูมิ-เวลาโดยที่  $i, j \in \{0, 1, \dots, |\mathbf{U}| - 1\}$

การแสดงนิพจน์ของ  $\Pr(\hat{U} = U_j | U = U_i)$  สำหรับระบบสื่อสารนั้นค่อนข้างยุ่งยาก จึงนิยมใช้

$\Pr\{U_i \rightarrow U_j\}$  เป็นขอบเขตบนของค่า  $P_b$  แทน ดังนี้ [30]

$$P_b \leq \sum_{i=0}^{|\mathbf{U}|-1} \sum_{\substack{j=0 \\ j \neq i}}^{|\mathbf{U}|-1} \frac{d_H(\bar{c}_i, \bar{c}_j)}{\log_2 |\mathbf{U}|} \Pr\{U_i \rightarrow U_j\} \Pr(U_i) \quad (3.2)$$

กรณีที่พิจารณาในที่นี้เป็นกรณีที่มีข้อสมมติว่า ภาคส่งได้ส่งรหัสปริภูมิ-เวลาแต่ละรหัสด้วยความน่าจะเป็นเท่า ๆ กัน (equally likely) นั่นคือ  $\Pr(U_i) = 1/|\mathbf{U}|$  ส่วน  $\Pr\{U_i \rightarrow U_j\}$  สามารถแสดงด้วยนิพจน์จากนิพจน์ขอบเขตตามอสมการที่ (2.38) ซึ่งมาจากตัวตรวจวัดของการมอดูเลตเชิงปริภูมิ-เวลาแบบดิฟเฟอเรนเชียล นอกจากนี้จะได้ว่า

$$d_H(\bar{c}_i, \bar{c}_j) \Pr\{U_i \rightarrow U_j\} = d_H(\bar{c}_j, \bar{c}_i) \Pr\{U_j \rightarrow U_i\}$$

เนื่องจาก  $d_H(\bar{c}_i, \bar{c}_j) = d_H(\bar{c}_j, \bar{c}_i)$  และในที่นี้  $\Pr\{U_i \rightarrow U_j\} = \Pr\{U_j \rightarrow U_i\}$  จากที่กล่าวมานี้จึงสามารถแสดงขอบเขตบนของค่า  $P_b$  ตามอสมการที่ (3.2) ในรูปที่เป็นกรณีเฉพาะและง่ายขึ้นได้เป็น

$$P_b \leq \frac{2}{|\mathbf{U}| \log_2 |\mathbf{U}|} \sum_{i=0}^{|\mathbf{U}|-2} \sum_{j=i+1}^{|\mathbf{U}|-1} d_H(\bar{c}_i, \bar{c}_j) \Pr\{U_i \rightarrow U_j\} = P_{UB} \quad (3.3)$$

โดยขอใช้สัญลักษณ์  $P_{UB}$  แทนนิพจน์ขอบเขตบนตามอสมการที่ (3.3) ข้างต้น

**ตัวอย่างที่ 3.1** พิจารณาการเข้ารหัสแบบเกรย์ของรหัสปริภูมิ-เวลาที่สร้างจากรหัสกรุปที่เรียกว่า รหัสควาเทอร์เนียน (quaternion code) ซึ่งแสดงรูปแบบของรหัสได้ดังนี้

$$\mathbf{G} = \left\{ \pm \begin{bmatrix} 1 & 0 \\ 0 & 1 \end{bmatrix}, \pm \begin{bmatrix} j & 0 \\ 0 & -j \end{bmatrix}, \pm \begin{bmatrix} 0 & 1 \\ -1 & 0 \end{bmatrix}, \pm \begin{bmatrix} 0 & j \\ j & 0 \end{bmatrix} \right\} \text{ และ } D = \begin{bmatrix} 1 & -1 \\ 1 & 1 \end{bmatrix} \text{ นั่นคือ}$$

$\mathbf{U} = \{U_0, U_1, U_2, U_3, U_4, U_5, U_6, U_7, \}$  โดยที่

$$U_0 = \begin{bmatrix} 1 & -1 \\ 1 & 1 \end{bmatrix}, U_1 = -U_0, U_2 = \begin{bmatrix} j & j \\ j & -j \end{bmatrix}, U_3 = -U_2, U_4 = \begin{bmatrix} 1 & 1 \\ -1 & 1 \end{bmatrix}, U_5 = -U_4,$$

$$U_6 = \begin{bmatrix} -j & j \\ j & j \end{bmatrix}, U_7 = -U_6 \text{ บนคอนสเทลเลชันแบบ QPSK}$$

พิจารณากรณีการส่งและตรวจวัดแบบดิฟเฟอเรนเชียลสำหรับช่องสัญญาณแบบเฟดดิ้งคล้ายสถิติใช้นิพจน์ขอบเขตตามอสมการที่ (3.3) คำนวณหาค่า  $P_{UB}$  ที่ต่ำสุดในรูปแบบการเข้ารหัสทั้งหมด 8!

ตารางที่ 3.1 ตัวอย่างหนึ่งที่เป็นไปได้ของการเข้าคู่กลุ่มบิตไปเป็นรหัสปริภูมิ-เวลาสำหรับใน  
ตัวอย่างที่ 3.1

รูปแบบของกลุ่มบิต	รหัสปริภูมิ-เวลา
000	$U_0$
111	$U_1$
001	$U_2$
110	$U_3$
010	$U_4$
101	$U_5$
011	$U_6$
100	$U_7$

รูปแบบ ที่ค่า  $\rho = 5$  และ  $N = 2$  เมื่อใช้คอมพิวเตอร์คำนวณตามนิพจน์ดังกล่าว จะได้ว่า ค่า  $P_{UB}$  ที่ต่ำสุดมีค่าเท่ากับ 0.1074 ซึ่งพิจารณาแล้วมีรูปแบบที่ได้ค่าขอบเขตต่ำสุดดังกล่าวถึง 384 รูปแบบโดยแต่ละรูปแบบมีลักษณะเหมือนกันคือ คู่รหัสที่มีค่า  $\text{Tr}((U_i - U_j)(U_i - U_j)^*)$  (อาจพิจารณาได้ว่า เป็นค่าระยะยูคลิเดียนของคู่รหัส) มากที่สุดซึ่งคือ คู่รหัสที่เป็นค่าลบของกันและกัน นั้น จำเป็นต้องเข้าคู่กับเวกเตอร์ไบนารีที่มีค่าระยะแฮมมิงสูงสุด คือ 3 รูปแบบหนึ่งที่เป็นไปได้ แสดงไว้ในตารางที่ 3.1

### 3.2 ช่องสัญญาณแบบเฟดดิ้ง

สัญญาณแบบ MIMO ที่มีการจำลองเพื่อใช้ทดสอบนั้นมีหลายรูปแบบตามที่กล่าวถึงแล้ว ในบทที่ 2 สำหรับวิทยานิพนธ์ฉบับนี้ เลือกศึกษาช่องสัญญาณ MIMO คือ

1. แบบคล้ายสถิต
2. แบบช่องสัญญาณมีการเปลี่ยนแปลงระหว่างบล็อกในแต่ละสล็อตเวลา โดยมีค่าอัตราสัมพันธ์ทางเวลาของเฟดดิ้งเป็นไปตามแบบจำลองของ Jake [18] คือ

$$R_h(\tau) = E[h_{ij}^t h_{ij}^{t-\tau*}] = J_0(2\pi B_d T_s \tau) \quad (3.4)$$

เมื่อ

$J_0(\cdot)$  คือ ฟังก์ชัน Bessel อันดับที่ศูนย์ชนิดที่ 1 (zero-order Bessel function of the first kind)

$B_d$  แทน การแผ่แบบดอปเพลอร์ของช่องสัญญาณ (Doppler spread)

$T_s$  แทน คาบของสัญลักษณ์การมอดูเลตที่ส่งผ่านช่องสัญญาณ  $x_{jt}$

ในวิทยานิพนธ์ฉบับนี้ใช้แบบจำลองของ Jake แบบดั้งเดิมจากเอกสารอ้างอิงหมายเลข [18] เพื่อกำเนิดค่าเฟดดิ้ง  $h'_{ij}$  ที่ค่าอัตสหสัมพันธ์ทางเวลาดังสมการที่ (3.4) โดยเลือกใช้พารามิเตอร์  $N_0 = 8$  ทั้งนี้อัตราการเปลี่ยนแปลงหรืออัตราเร็วของเฟดดิ้งจะสัมพันธ์กับค่า  $B_d T_s$  ซึ่งเป็นค่าผลคูณระหว่างการแผ่แบบดอปเพลอร์กับคาบของสัญลักษณ์การมอดูเลต โดยที่หาก  $B_d T_s$  มีค่ามาก หมายความว่า สถานะของช่องสัญญาณมีการเปลี่ยนแปลงอย่างรวดเร็ว ในทางกลับกัน หาก  $B_d T_s$  มีค่าน้อย ก็แสดงว่า สถานะของช่องสัญญาณมีการเปลี่ยนแปลงอย่างช้า ๆ ซึ่งจะส่งผลให้เฟดดิ้งเกิดติดกันเป็นช่วงยาว

อนึ่ง การวัดสมรรถนะของระบบสำหรับวิทยานิพนธ์ฉบับนี้ใช้ค่า BER ดังนั้นจึงนิยาม

ความสัมพันธ์ของ SNR และ  $\frac{E_b}{N_0}$  (ไม่มีหน่วย) ดังนี้ [15]

$$\rho = R_s \frac{E_b}{N_0} \quad (3.5)$$

เมื่อ  $R_s$  แทน อัตราข้อมูลระบบ (system rate) ซึ่งคือ  $R_s = R_c R_m$  information bits/s/Hz หรือใช้ว่า information bits/channel use

### 3.3 โครงสร้างของภาครับ

แผนภาพแบบบล็อกของภาครับได้แสดงไว้ในรูปที่ 3.2 สำหรับกระบวนการดีมอดูเลตและการถอดรหัส มีจำนวนหลายขั้นตอน ดังนี้

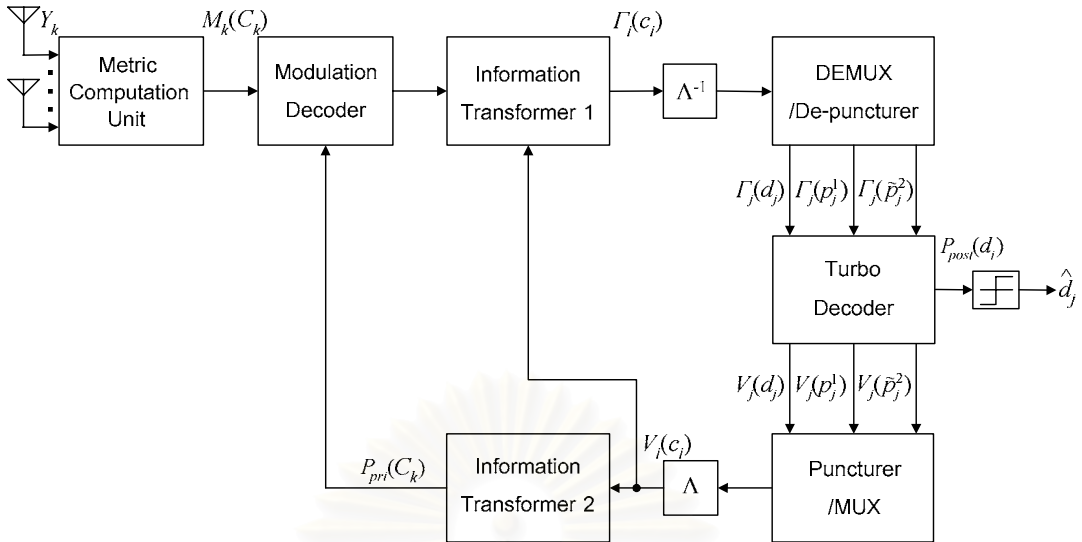
#### 3.3.1 หน่วยคำนวณเมตริกช่องสัญญาณ (metric computation unit)

หน่วยคำนวณเมตริกช่องสัญญาณในที่นี้ทำหน้าที่เป็นตัวตรวจวัดนั่นเอง หรือพิจารณาในแง่หนึ่งได้ว่าเป็นตัวดีมอดูเลต สำหรับในกรณีระบบดีมอดูเลตและถอดรหัสร่วมกัน ส่วนที่เป็นตัวตรวจวัดมีหน้าที่คำนวณหาค่าเมตริกช่องสัญญาณ (channel metric)  $M_k(\cdot)$  จากบล็อกสัญญาณที่รับได้  $Y_0, Y_1, \dots, Y_k, \dots, Y_K$  โดยค่า  $M_k(\cdot)$  คือ ฟังก์ชันความน่าจะเป็นจริงของช่องสัญญาณ ซึ่งในที่นี้แบ่งออกได้เป็น 2 กรณี คือ

1. กรณีภาครับทราบข่าวสารสถานะของช่องสัญญาณอย่างสมบูรณ์ เป็นกรณีที่ตัวดีมอดูเลตสามารถทราบค่าของสัมประสิทธิ์ช่องสัญญาณได้ทั้งค่าขนาดและเฟส นั่นคือ ทราบค่า  $H_k$  ที่แม่นยำ อาจนิยามค่าเมตริกช่องสัญญาณได้ว่า

$$M_k(C_k = G_m) \triangleq \Pr(Y_k | C_k = G_m, H_k) \quad (3.6)$$





รูปที่ 3.2 แผนภาพแบบบล็อกของโครงสร้างของภาครับแบบไม่ร่วมนัย

2. กรณีภาครับไม่ทราบข่าวสารสถานะของช่องสัญญาณ เป็นกรณีที่ตัวดีมอดูเลตไม่สามารถทราบค่าที่แน่นอนของสัมประสิทธิ์ช่องสัญญาณได้ทั้งค่าขนาดและเฟส

$$\begin{aligned} M_k(C_k = G_m) &\triangleq \Pr(Y_k, Y_{k-1} | C_k = G_m) \\ &\cong \exp(const \Re(\text{Tr}(G_m Y_k^* Y_{k-1}))) \end{aligned} \quad (3.7)$$

เมื่อ  $const$  คือ  $2M\rho_M / (1 + 2M\rho_M)$

ในที่นี้สนใจศึกษาเฉพาะกรณีภาครับไม่ทราบข่าวสารสถานะของช่องสัญญาณเท่านั้น

### 3.3.2 ตัวถอดรหัสการมอดูเลต (modulation decoder)

ตัวถอดรหัสการมอดูเลตใช้เมตริกของสัญญาณจากหน่วยคำนวณเมตริกของสัญญาณและข่าวสารเบื้องต้นของรหัสปริภูมิ-เวลา  $P_{pri}(C_k)$  จากตัวถอดรหัสเทอร์โบเพื่อใช้คำนวณความน่าจะเป็นร่วม (joint probability)  $\Pr(Y_k, Y_{k-1}, C_k)$  ในกรณีแบบไม่ร่วมนัย

$$\begin{aligned} \Pr(Y_k, Y_{k-1}, C_k = G_m) &\triangleq \Pr(Y_k, Y_{k-1} | C_k = G_m) \Pr(C_k = G_m) \\ &= M_k(C_k = G_m) P_{pri}(C_k = G_m) \end{aligned} \quad (3.8)$$

### 3.3.3 ตัวแปลงข่าวสาร 1 (information transformer 1)

ตัวแปลงข่าวสารมีหน้าที่แปลงรูปข่าวสารให้เหมาะสมต่อกลไกการทำงานถัดไปของระบบการถอดรหัสร่วม ตัวแปลงข่าวสาร 1 รับข่าวสารจากตัวถอดรหัสการมอดูเลต แล้วแปลงข่าวสารให้อยู่ในรูปที่เหมาะสมต่อการทำงานของตัวถอดรหัสเทอร์โบโดยตัวแปลงข่าวสาร 1 แปลงข่าวสารในระดับบล็อกของรหัสปริภูมิ-เวลาแต่ละรหัสไปเป็นเมตริกของสัญญาณที่อยู่ในระดับที่เหมาะสมต่อ



ตัวถอดรหัสเทอร์โบโดยอาจพิจารณาว่า เป็นข่าวสารเอ็กซ์ทรีนซิกจากตัวถอดรหัสการมอดูเลตด้วยการมาจิ้นัลและการหาร ดังนี้

$$\begin{aligned}\Gamma_i(c_i) &\triangleq A_i \sum_{C_k:c_i} \Pr(Y_k, Y_{k-1}, C_k) / V_i(c_i) \\ &= A_i \sum_{C_k:c_i} M_k(C_k) \prod_{c_l, l \neq i: C_k} V_l(c_l)\end{aligned}\quad (3.9)$$

โดยที่

$C_k : c_i$  หมายถึง รูปแบบรหัสปริภูมิ-เวลา  $C_k = G_m$  ทุก ๆ รูปแบบบิตที่เป็นไปได้ทั้งหมด ซึ่งบิตรหัส  $c_i$  ณ ดัชนีเวลา  $i$  เข้าคู่กับ  $C_k = G_m$  นั้น

$c_l : C_k = G_m$  หมายถึง บิตรหัส  $c_l$  ทุก ๆ ค่าที่เป็นไปได้ซึ่งสามารถเข้าคู่กับรหัส  $C_k = G_m$

$A_i$  แทน ค่าคงที่นอร์มัลไลเซชันซึ่ง

$$A_i = 1 / \sum_{c_i} \sum_{C_k:c_i} M_k(C_k) \prod_{c_l, l \neq i: C_k} V_l(c_l)$$

### 3.3.4 ตัวดีมัลติเพล็กซ์ (demultiplexer หรือย่อว่า DEMUX) และตัวดีฟังเจอร์ (depuncturer)

หลังจากข่าวสารเอ็กซ์ทรีนซิกจากตัวถอดรหัสการมอดูเลตในระดับบิต  $\Gamma_i(c_i)$  ได้ผ่านตัวสลับลำดับกลับแล้ว จะเป็นหน้าที่ของตัวดีมัลติเพล็กซ์แยกข่าวสารออกเป็น 3 สาย คือ  $\Gamma_j(d_j)$ ,  $\Gamma_j(p_j^1)$  และ  $\Gamma_j(\tilde{p}_j^2)$  และในกรณีที่มีการฟังเจอร์ที่ภาคส่ง ตัวดีฟังเจอร์มีหน้าที่เติมข่าวสารในส่วนที่บิตแพริตีได้รับการฟังเจอร์ ณ ภาคส่ง ด้วยค่าความน่าจะเป็นเท่า ๆ กัน คือ 0.5 ตัวอย่างเช่นกรณีอัตราเข้ารหัสของตัวเข้ารหัสเทอร์โบเป็น 1/2 ตัวดีฟังเจอร์จะเติมข่าวสาร  $\Gamma_j(p_j)$  ของบิตแพริตีซึ่งได้รับการฟังเจอร์ด้วยสมการ ดังนี้

$$\Gamma_j(p_j^a = u) = 0.5, \quad \forall u \in \{0,1\} \quad (3.10)$$

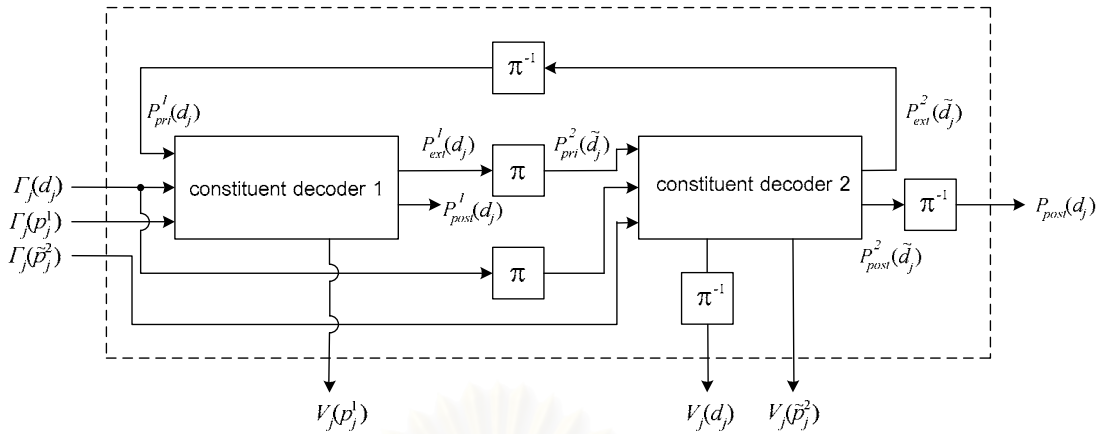
โดยที่

$a = 1$  เมื่อบิต  $p_j^1$  ได้รับการฟังเจอร์ ณ ภาคส่ง

$a = 2$  เมื่อบิต  $\tilde{p}_j^2$  ได้รับการฟังเจอร์ ณ ภาคส่ง

### 3.3.5 ตัวถอดรหัสเทอร์โบ

ตัวถอดรหัสเทอร์โบในที่นี้มีโครงสร้างเหมือนที่ได้อธิบายไว้ในบทที่ 2 และได้แสดงไว้ในรูปที่ 3.3 ทำหน้าที่คำนวณข่าวสารเอ็กซ์ทรีนซิกของบิตข้อมูล บิตแพริตีของตัวถอดรหัสย่อยหมายเลข 1 และบิตแพริตีของตัวถอดรหัสย่อยหมายเลข 2 เพื่อใช้เป็นข่าวสารเบื้องต้นของรหัสปริภูมิ-เวลา  $P_{pri}(C_k)$  สำหรับตัวถอดรหัสการมอดูเลต



รูปที่ 3.3 แผนภาพแบบบล็อกของตัวถอดรหัสเทอร์โบ

การคำนวณค่า  $\gamma_j(s', s)$  แสดงด้วยสมการในกรณีตัวถอดรหัสย่อยหมายเลข 1 ดังนี้

$$\gamma_j(s', s) = P_{pri}^1(d_j) \cdot \Gamma_j(d_j) \cdot \Gamma_j(p_j^1) \quad (3.11)$$

โดยที่

$P_{pri}^1(d_j)$  แทน ความน่าจะเป็นเบื้องต้นแรกของบิตข้อมูล  $d_j$  สำหรับการถอดรหัสของตัวถอดรหัสย่อยหมายเลข 1

ส่วนข่าวสารเอ็กซ์ทรินซิกของบิตข้อมูล  $d_i$  หรือ  $P_{ext}^1(d_i)$  สามารถแสดงด้วยสมการในกรณีตัวถอดรหัสย่อยหมายเลข 1 ได้ ดังต่อไปนี้

$$P_{ext}^1(d_j) = A_j \sum_{(s', s): d_j} \alpha_{j-1}^1(s') \Gamma_j(p_j^1) \beta_j^1(s) \quad (3.12)$$

โดยที่

$A_j$  แทน ค่าคงที่นอร์มัลไลเซชันซึ่ง

$$A_j = 1 / \sum_{d_i} \sum_{(s', s): d_j} \alpha_{j-1}^1(s') \Gamma_j(p_j^1) \beta_j^1(s)$$

$\alpha_{j-1}^a(\cdot)$  และ  $\beta_j^a(\cdot)$  แทน ค่า  $\alpha_{j-1}(\cdot)$  และ  $\beta_j(\cdot)$  ของตัวเข้ารหัสย่อยหมายเลข  $a$  ในที่นี้  $a$  คือ 1 หรือ 2

$(s', s) : d_j$  หมายถึง เหตุการณ์ที่ตัวเข้ารหัสย่อย (ที่กำลังพิจารณา) เปลี่ยนสถานะจาก  $s'$  ไปเป็น  $s$  เมื่อบิตข้อมูล  $d_j$  ถูกป้อนเข้าสู่ตัวเข้ารหัสย่อย

สำหรับการคำนวณหา  $\alpha_j(s)$  และ  $\beta_j(s)$  สามารถใช้สมการตามที่กล่าวไว้ในหัวข้อย่อยที่ 2.4.2.2 ส่วนสมการของตัวถอดรหัสย่อยหมายเลข 2 มีรูปสมการเหมือนกับกรณีตัวถอดรหัสย่อยหมายเลข จึงขอละไว้เพื่อประโยชน์ต่อความกระชับของเนื้อหา

ส่วนการคำนวณหาข่าวสารเอ็กซ์ทรินซิกของบิตข้อมูลและบิตแพริตี้สามารถแสดงด้วยสมการได้ดังต่อไปนี้

$$V_j(\tilde{d}_j) = B_j \sum_{(s',s):d_j} \alpha_{j-1}^2(s') P_{pri}^2(\tilde{d}_j) \Gamma_j(p_j^2) \beta_j^2(s) \quad (3.13)$$

$$V_j(p_j^1) = C_j \sum_{(s',s):p_j^1} \alpha_{j-1}^1(s') P_{pri}^1(d_j) \Gamma_j(d_j) \beta_j^1(s) \quad (3.14)$$

และ

$$V_j(\tilde{p}_j^2) = D_j \sum_{(s',s):p_j^2} \alpha_{j-1}^2(s') P_{pri}^2(\tilde{d}_j) \Gamma_j(\tilde{d}_j) \beta_j^2(s) \quad (3.15)$$

โดยที่

$B_j$ ,  $C_j$  และ  $D_j$  แทน ค่าคงที่นอร์มัลไลเซชันซึ่ง

$$B_j = 1 / \sum_{d_j} \sum_{(s',s):d_j} \alpha_{j-1}^2(s') P_{pri}^2(\tilde{d}_j) \Gamma_j(p_j^2) \beta_j^2(s)$$

$$C_j = 1 / \sum_{p_j^1} \sum_{(s',s):p_j^1} \alpha_{j-1}^1(s') P_{pri}^1(d_j) \Gamma_j(d_j) \beta_j^1(s)$$

$$\text{และ } D_j = 1 / \sum_{p_j^2} \sum_{(s',s):p_j^2} \alpha_{j-1}^2(s') P_{pri}^2(\tilde{d}_j) \Gamma_j(\tilde{d}_j) \beta_j^2(s)$$

$P_{pri}^1(d_j)$  หรือ  $P_{pri}^2(\tilde{d}_j)$  แทน ความน่าจะเป็นเบื้องต้นของบิตข้อมูล  $d_j$  สำหรับการถอดรหัสของตัวถอดรหัสย่อยหมายเลข 1 หรือของบิตข้อมูล  $\tilde{d}_j$  สำหรับตัวถอดรหัสย่อยหมายเลข 2 ตามลำดับ

$\tilde{Z}$  แทน ลำดับผลลัพธ์เมื่อลำดับ  $Z$  ได้รับการสลับลำดับบิตโดยตัวสลับลำดับบิตของตัวเข้ารหัสเทอร์โบ  $\pi$

### 3.3.6 ตัวแปลงข่าวสาร 2 (information transformer 2)

ทำหน้าที่คำนวณค่าความน่าจะเป็นเบื้องต้นของรหัสปริภูมิ-เวลา  $P_{pri}(C_k)$  เพื่อส่งไปยังตัวถอดรหัสการมอดูเลต โดยอาศัยหลักการที่ภาคส่งใช้ตัวสลับลำดับบิตชนิดสุ่มเทียมเชิงสม่ำเสมอ ทำให้บิตรหัสที่มาอยู่ในกลุ่ม  $\bar{c}_k$  เดียวกันมีความอิสระจากกันมากที่สุด ดังนั้น

$$P_{pri}(C_k = G_m) = \prod_{c_i: C_k = G_m} V_i(c_i) \quad (3.16)$$

## บทที่ 4

### ระบบที่เสนอ

บทนี้อธิบายถึงโครงสร้างของระบบที่ได้เสนอขึ้น เพื่อปรับปรุงสมรรถนะของระบบดั้งเดิม โดยวิธีการที่เสนอมีอยู่ด้วยกัน 2 วิธี คือ วิธีการที่ 1 (Scheme 1) ซึ่งปรับปรุงจากระบบเดิมที่เสนอ โดย A. Steiner [15] ในบทที่ 3 และวิธีการที่ 2 (Scheme 2) ซึ่งปรับปรุงจากวิธีการที่ 1 สำหรับวิธีการที่ 2 นี้จะกล่าวถึงหลักเกณฑ์ทั่วไปและยกตัวอย่างการออกแบบระบบเฉพาะด้วยวิธีการดังกล่าวเพื่อเปรียบเทียบกับวิธีการที่เหลือ

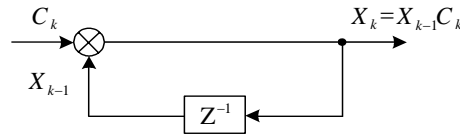
#### 4.1 วิธีการที่ 1 (Scheme 1)

อาจกล่าวได้ว่า ปรากฏการณ์วิจัยด้านวิศวกรรมสื่อสารอย่างหนึ่ง คือ ความพยายามใช้ประโยชน์จากลักษณะเฉพาะหรือสิ่งเป็นประโยชน์ที่ยังมีได้ใช้ ตัวอย่างเช่น ข่าวสารจากสัญญาณที่รับได้ คุณสมบัติเฉพาะของส่วนใดส่วนหนึ่งของระบบ (เช่น แหล่งข้อมูลมีลักษณะไม่สม่ำเสมอ เป็นต้น) หรือทรัพยากรทางกายภาพ (เช่น ไตเวอร์ซิตีต่าง ๆ เป็นต้น) เป็นต้น หรือหากเดิมใช้อยู่แล้วก็จำเป็นต้องพัฒนาการใช้ให้มีประสิทธิภาพสูงขึ้นภายใต้ปรากฏการณ์แบบหนึ่ง ๆ จึงนำมาสู่ความคิดที่ว่า หากเพิ่มเงื่อนไขการใช้รหัสปริภูมิ-เวลาอีกเงื่อนไขหนึ่งคือ คุณสมบัติกรุปในทางพีชคณิต นอกเหนือจากคุณสมบัติยูนิแทรีแล้ว จักทำให้ตัวเข้ารหัสดีฟเฟอเรนเชียลมีโครงสร้างเทรลลิส อันจักทำให้สามารถประยุกต์ขั้นตอนวิธี BCJR มาใช้ในส่วนของตัวถอดรหัสการมอดูเลตได้ ส่งผลให้สามารถใช้ข่าวสารจากสัญญาณที่รับได้อย่างมีประสิทธิภาพสูงขึ้นกล่าวคือ ตัวถอดรหัสการมอดูเลตซึ่งประยุกต์ใช้ขั้นตอนวิธี BCJR สามารถใช้ข่าวสารได้จากทั้งเฟรมการเข้ารหัสดีฟเฟอเรนเชียล และคาดหวังว่าระบบที่เสนอนี้จะช่วยปรับปรุงสมรรถนะจากระบบเดิมให้ดียิ่งขึ้นภายใต้ช่องสัญญาณที่มีการเปลี่ยนแปลงไม่เร็วเกินไป

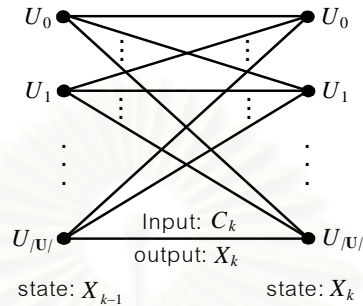
##### 4.1.1 โครงสร้างของภาคส่ง

วิธีการที่ 1 มีลักษณะของโครงสร้างของภาคส่งเหมือนเดิมตามรูปที่ 3.1 มิได้เปลี่ยนแปลงส่วนใด ๆ จึงไม่กล่าวในรายละเอียด สำหรับในหัวข้อนี้ขอกล่าวถึงตัวเข้ารหัสระบบดีฟเฟอเรนเชียลเพื่อเป็นความเข้าใจเบื้องต้นต่อสมการต่าง ๆ ในลำดับต่อไป

เนื้อหาส่วนนี้อธิบายรายละเอียดเฉพาะลงไปสำหรับรหัสปริภูมิ-เวลาแบบกรุป ส่วนรายละเอียดของขั้นตอนการเข้ารหัสแบบดีฟเฟอเรนเชียลนั้นได้กล่าวไว้แล้วในบทที่ 2 เริ่มต้นด้วยการพิจารณาระบบดีฟเฟอเรนเชียลแล้วจะพบว่า โครงสร้างนี้สามารถแทนได้ด้วยรูปที่ 4.1 ซึ่งมี



รูปที่ 4.1 ตัวเข้ารหัสดิฟเฟอเรนเชียล (differential encoder)



รูปที่ 4.2 ส่วนย่อยของโครงสร้างเทรลลิส (trellis section) ของตัวเข้ารหัสดิฟเฟอเรนเชียล โดยแสดงการเปลี่ยนสถานะจากสถานะ  $X_{k-1}$  ไปเป็น  $X_k$  เมื่ออินพุตคือ  $C_k$  และได้เอาต์พุตคือ  $X_k$

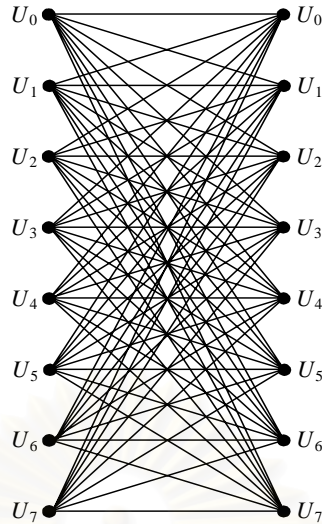
ลักษณะคล้ายคลึงกับโครงสร้างของตัวเข้ารหัสแบบคอนโวลูชันที่มีชิฟทรีจิสเตอร์ซึ่งมีขนาดความจำ (memory length) เป็น 1

รหัสปริภูมิ-เวลาแบบกรุปเมื่อได้รับการเข้ารหัสแบบดิฟเฟอเรนเชียลจะมีโครงสร้างเทรลลิส อาจพิจารณาได้ว่า  $X_k$  เป็นสถานะของชิฟทรีจิสเตอร์  $C_k$  เป็นอินพุตของตัวเข้ารหัส และมี  $X_k$  เป็นผลลัพธ์ที่ได้จากการเข้ารหัส พิจารณาที่ดัชนีเวลาระดับบล็อก  $k$  ใดๆ ตัวเข้ารหัสจะมีสถานะเป็น  $X_{k-1}$  เมื่ออินพุต  $C_k$  เข้ามาจะได้เอาต์พุตเป็น  $X_k$  เช่นเดียวกับสถานะใหม่ของตัวเข้ารหัสคือ  $X_k$  ดังรูปที่ 4.2

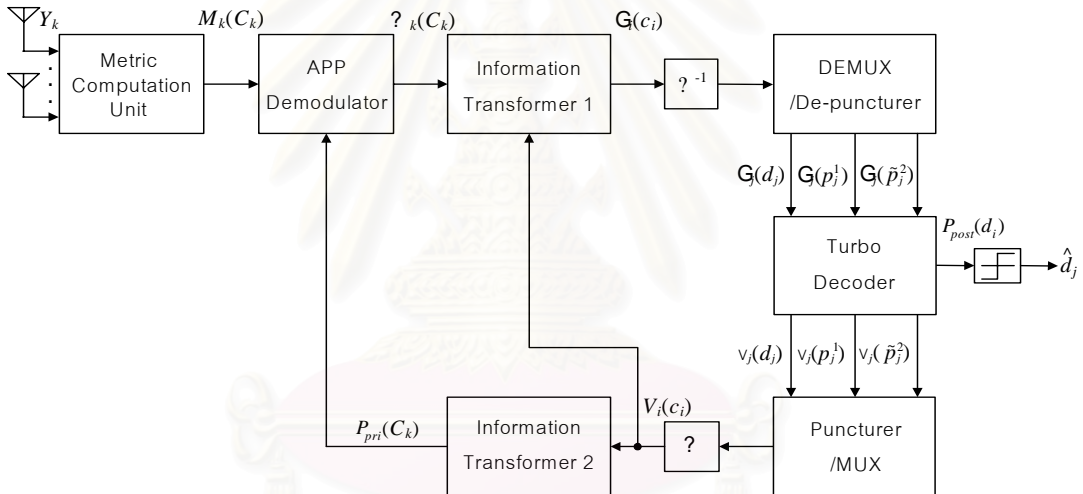
ตัวอย่างโครงสร้างเทรลลิสของรหัสควาเทอร์เนียดังในตัวอย่างที่ 3.1 บทที่ 3 สามารถแสดงโครงสร้างเทรลลิสของรหัสนี้ภายใต้การเข้ารหัสแบบดิฟเฟอเรนเชียลด้วยเมทริกซ์  $NS$  (ย่อมาจากคำว่า Next State) ดังนี้

$$NS = \begin{bmatrix} 0 & 1 & 2 & 3 & 4 & 5 & 6 & 7 \\ 1 & 0 & 3 & 2 & 5 & 4 & 7 & 6 \\ 2 & 3 & 1 & 0 & 6 & 7 & 5 & 4 \\ 3 & 2 & 0 & 1 & 7 & 6 & 4 & 5 \\ 4 & 5 & 7 & 6 & 1 & 0 & 2 & 3 \\ 5 & 4 & 6 & 7 & 0 & 1 & 3 & 2 \\ 6 & 7 & 4 & 5 & 3 & 2 & 1 & 0 \\ 7 & 6 & 5 & 4 & 2 & 3 & 0 & 1 \end{bmatrix}$$

ซึ่งมีรูปแบบคือ สมาชิกแถวที่  $i$  และสดมภ์ที่  $j$  ซึ่งแทนด้วย  $ns_{ij}$  อันหมายถึง สถานะถัดไป  $U_{ns_{ij}}$



รูปที่ 4.3 แผนภาพเทอร์ลิสของรหัสควาเทอร์เนียนในตัวอย่างที่ 3.1



รูปที่ 4.4 แผนภาพแบบบล็อกของโครงสร้างของภาครับของวิธีการที่ 1

ของตัวเข้ารหัสดีฟเฟอเรนเชียลเมื่ออินพุตที่ป้อนเข้ามาคือ  $G_j$  และสถานะเดิมคือ  $U_i$  และแสดงเป็นแผนภาพเทอร์ลิสได้ดังรูปที่ 4.3 โดยละตัวแปรกำกับไว้ในฐานที่เข้าใจ

#### 4.1.2 โครงสร้างของภาครับ

โครงสร้างของภาครับของวิธีการที่ 1 มีส่วนแตกต่างไปจากวิธีการดั้งเดิมไม่มากกล่าวคือ แทนที่บล็อกของตัวถอดรหัสการมอดูเลตเดิมในรูปที่ 3.2 ด้วยบล็อกใหม่ซึ่งขอเรียกว่า “ตัวดีมอดูเลตเอพีพี (APP demodulator)” และเนื่องจากการแทนที่ดังกล่าวทำให้จำเป็นต้องปรับการดำเนินการของตัวแปลงข่าวสาร 1 เดิมเพื่อให้สอดคล้องกับตัวดีมอดูเลตเอพีพีดังกล่าว ในหัวข้อนี้จึงกล่าวถึงตัวดีมอดูเลตเอพีพีและตัวแปลงข่าวสาร 1



#### 4.1.2.1 ตัวดีมอดูเลตเอพีพี

ตัวดีมอดูเลตเอพีพีทำหน้าที่คำนวณหาค่าข่าวสารเอ็กซ์ทรีนซิก  $\Psi_k(C_k = G_m)$  ของรหัส ปริภูมิ-เวลา  $C_k = G_m$  ทุก ๆ ค่าของ  $G_m \in \mathbf{G}$  หรือเขียนแทนโดยย่อว่า  $\Psi_k(C_k)$  สำหรับใช้เป็น เมตริกของสัญญาณให้แก่ตัวถอดรหัสเทอร์โบ เนื่องจากการเข้ารหัสดีฟเฟอเรนเชียลนั้นมี โครงสร้างเทอร์ลิส หรือกล่าวได้ว่า สามารถเขียนแทนด้วยแผนภาพเทอร์ลิสได้จึงสามารถประยุกต์ใช้ ขั้นตอนวิธี MAP กับการถอดรหัสในส่วนของการเข้ารหัสดีฟเฟอเรนเชียล

ชุดสมการต่าง ๆ ที่ใช้สำหรับตัวดีมอดูเลตเอพีพีนั้นได้มาจากการประยุกต์ขั้นตอนวิธี MAP จากหัวข้อย่อยที่ 2.4.2.2 ในบทที่ 2 ได้ดังนี้ (แสดงบทพิสูจน์ไว้ในภาคผนวก ก)

$$\gamma_k(X_{k-1}, X_k) \cong P_{pri}(C_k = G_m) M_k(C_k = G_m) \Pr(X_k | X_{k-1}, C_k = G_m) \quad (4.1)$$

$$\alpha_k(X_k) \triangleq A_k \sum_{X_{k-1}} \alpha_{k-1}(X_{k-1}) \gamma_k(X_{k-1}, X_k) \quad (4.2)$$

$$\beta_k(X_k) \triangleq B_k \sum_{X_{k+1}} \beta_{k+1}(X_{k+1}) \gamma_{k+1}(X_k, X_{k+1}) \quad (4.3)$$

$$\begin{aligned} \Psi_k(C_k = G_m) &\triangleq \frac{\Pr(C_k = G_m | Y_0^K)}{P_{pri}(C_k = G_m)} \\ &= \sum_{(X_{k-1}, X_k): G_m} \alpha_{k-1}(X_{k-1}) M_k(C_k = G_m) \beta_k(X_k) \Pr(X_k | X_{k-1}, C_k = G_m) \end{aligned} \quad (4.4)$$

โดยที่

$A_k$  และ  $B_k$  แทน ค่าคงที่นอร์มัลไลเซชันซึ่ง

$$A_k = 1 / \sum_{X_k} \sum_{X_{k-1}} \alpha_{k-1}(X_{k-1}) P_{pri}(C_k = G_m) M_k(C_k = G_m) \Pr(X_k | X_{k-1}, C_k = G_m)$$

$$B_k = 1 / \sum_{X_k} \sum_{X_{k+1}} \beta_{k+1}(X_{k+1}) P_{pri}(C_k = G_m) M_{k+1}(C_{k+1} = G_m) \Pr(X_{k+1} | X_k, C_k = G_m)$$

$Y_0^K$  แทน ลำดับสัญญาณที่ได้รับได้

$$\Pr(X_k | X_{k-1}, C_k = G_m) = \begin{cases} 1, & \text{กรณีการเปลี่ยนสถานะเป็นไปได้ (possible transition)} \\ 0, & \text{กรณีอื่น ๆ นอกจากข้างต้น (otherwise)} \end{cases} \quad (4.5)$$

$(X_{k-1}, X_k): G_m$  หมายถึง เหตุการณ์ที่ตัวเข้ารหัสดีฟเฟอเรนเชียลเปลี่ยนสถานะจาก  $X_{k-1}$  ไป เป็น  $X_k$  เมื่ออินพุตเป็น  $G_m$

ในการระบุค่าเงื่อนไขขอบเขตของ  $\alpha_k(X_k)$  และ  $\beta_k(X_k)$  สามารถกระทำได้ดังนี้

$$\alpha_0(X_0 = U_{ref}) = \begin{cases} 1, & \text{ถ้า } U_{ref} \text{ เป็นเมตริกซ์อ้างอิง} \\ 0, & \text{กรณีอื่น ๆ นอกจากข้างต้น} \end{cases} \quad (4.6)$$

$$\beta_K(X_K = U_m) = 1/|\mathbf{U}|, \quad \forall U_m \in \mathbf{U} \quad (4.7)$$

ขอให้สังเกตว่า ได้ลดความเหมาะสมของตัวถอดรหัสลงโดยใช้สมการที่ (4.1) แทนที่สมการที่ (ก.11) ซึ่งเป็นรูปแบบเต็มดังในภาคผนวก ก เพื่อเลี่ยงปัญหาความซับซ้อนที่ต้องคำนวณค่า  $\Pr(Y_k | X_{k-1}^k, Y_{k-1})$  เช่น ด้วยการประมาณช่องสัญญาณโดยการทำนายเชิงเส้น (linear prediction)

#### 4.1.2.2 ตัวแปลงข่าวสาร 1

ดำเนินการด้วยเหตุผลเดียวกันกับตัวแปลงข่าวสาร 1 ในหัวข้อย่อยที่ 3.3.3 ด้วยสมการดังนี้

$$\begin{aligned} \Gamma_i(c_i) &\triangleq A_i \sum_{C_k:c_i} [\Psi_k(C_k) P_{pri}(C_k)] / V_i(c_i) \\ &= A_i \sum_{C_k:c_i} \Psi_k(C_k) \prod_{c_l, l \neq i: C_k} V_l(c_l) \end{aligned} \quad (4.8)$$

โดยที่

$A_i$  แทน ค่าคงที่นอร์มัลไลเซชันซึ่ง

$$A_i = 1 / \sum_{c_i} \sum_{C_k:c_i} \Psi_k(C_k) \prod_{c_l, l \neq i: C_k} V_l(c_l)$$

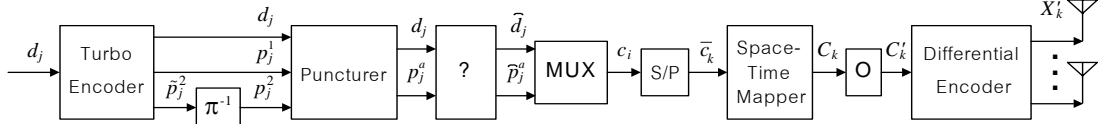
#### 4.2 วิธีกรที่ 2 (Scheme 2)

ด้วยสาเหตุที่ว่า ต้องการลดผลกระทบจากเฟดดิ้งซึ่งมีอัตราสัมพันธ์ทางเวลาที่มักทำให้กรณีที่เกิดเฟดดิ้งมีความรุนแรง (deep fading) จะส่งผลกระทบต่อสัญญาณที่ติด ๆ กันเป็นช่วงยาว ผลกระทบดังกล่าวมานี้ถือเป็นจุดอ่อนของการถอดรหัสโดยใช้โครงสร้างเทอร์ลิสจะทำให้ความพยายามแก้ไขความผิดพลาดนั้นประสบความสำเร็จได้ยากหรือทำไม่ได้เลย แนวทางแก้ไขคือ การจัดรูปแบบของบิตรหัสจากตัวเข้ารหัสเทอร์โบก่อนการเข้ารหัสปริภูมิ-เวลา เพื่อให้การแลกเปลี่ยนข่าวสารในส่วนของการถอดรหัสมีประสิทธิภาพยิ่งขึ้น สิ่งที่ปรับปรุงคือ การจัดบิตอันหมายถึง การจัดบิตเอาต์พุตของตัวเข้ารหัสเทอร์โบหรือคือ บิตซิสตีแมติกและบิตแพริตี้ซึ่งบรรจุข่าวสารต่าง ๆ ไว้ให้เหมาะสมสามารถสู้กับช่องสัญญาณซึ่งเฟดดิ้งมีอัตราสัมพันธ์ทางเวลาได้ อุปมาดั่งศาสตร์พิชัยสงครามว่าด้วยเรื่องการจัดกระบวนทัพ หากกองทัพของเรามีกำลังทหารเท่ากับกองทัพข้าศึก แล้วเราได้จัดกระบวนทัพอย่างเหมาะสมกับชัยภูมิและลักษณะกองทัพข้าศึกย่อมได้เปรียบข้าศึกเป็นอย่างมากแม้จะมีจำนวนทหารที่เท่ากันหรือน้อยกว่าก็ตาม แต่ในท้ายที่สุดกองทัพข้าศึกย่อมต้องแตกพ่ายไปแน่นอน ความหมายของการจัดบิตที่กล่าวถึงนี้ หากกล่าวลงในรายละเอียดดังในส่วนถัดไปจะเห็นได้ชัดว่ามีความสัมพันธ์กับการมอดูเลตหรือก็คือ การเข้ารหัสบิตกับสัญลักษณ์ที่ต้องการส่งผ่านช่องสัญญาณที่มีลักษณะเฉพาะหนึ่ง ๆ

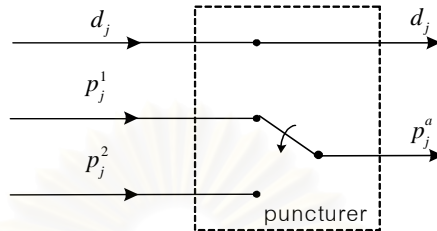
ภายใต้ช่องสัญญาณซึ่งเฟดดิ้งมีอัตราสัมพันธ์ทางเวลา หลักเกณฑ์การจัดกลุ่มบิตรหัส เพื่อเข้าคู่กับรหัสปริภูมิ-เวลา มีดังนี้

1. จัดบิตที่อยู่ในกิ่งสาขา (branch) การเข้ารหัสเดียวกัน กล่าวคือ  $d_j$  และ  $p_j^1$  หรือ  $d_j$  และ  $p_j^2$  ให้เข้าคู่กับรหัสปริภูมิ-เวลารหัสเดียวกัน
2. กลุ่มบิตที่มีได้อยู่ในกิ่งสาขาเดียวกัน หากจำเป็นต้องเข้าคู่ในรหัสปริภูมิ-เวลาเดียวกัน ต้องมีสหสัมพันธ์ระหว่างกันต่ำสุด ทั้งนี้เพื่อให้การหาข่าวสารเบื้องต้นแรกของรหัสปริภูมิ-เวลาในส่วนของภาคถอดรหัสสามารถทำได้ (สามารถอ่านรายละเอียดได้ในหัวข้อย่อยที่ 4.2.2.4 ตัวแปลงข่าวสาร 2) ตัวอย่างเช่น  $d_2$  และ  $p_2^1$  ไม่ควรอยู่รวมกับ  $d_1$  เนื่องจาก  $d_1$  และ  $p_2^1$  มีสหสัมพันธ์กันสูงมาก
3. ควรจัดบิตของตัวเข้ารหัสย่อยให้มีลักษณะที่บิดผิดพลาดที่อาจจะเกิดขึ้นกระจายไปยังบิตแพริติของตัวเข้ารหัสย่อยต่าง ๆ อย่างสม่ำเสมอ

จกเห็นได้ว่าการจัดบิตนั้นต้องทำเป็นกรณี ๆ ไป ภายใต้ปัจจัย 2 ปัจจัย ปัจจัยแรกคือ อัตราการเข้ารหัสซึ่งสัมพันธ์กับอัตรารหัสเทอร์โบและอัตราพังก์เจอร์ และอีกปัจจัยคือ จำนวนบิตการมอดูเลตแบบปริภูมิ-เวลา ในวิทยานิพนธ์ฉบับนี้จึงเลือกออกแบบการใช้งาน (application) รูปแบบเฉพาะรูปแบบหนึ่งเพื่อเป็นตัวอย่างในการจัดบิตตามหลักเกณฑ์ที่ให้ไว้ข้างต้น กรณีเฉพาะที่เลือกศึกษาคือ กรณีที่ใช้ตัวเข้ารหัสย่อยจำนวน 2 ตัวเข้ารหัส ใช้อัตราพังก์เจอร์เป็น 3/2 กล่าวคือ กระทำการพังก์เจอร์เฉพาะบิตแพริติแบบสลับกันเพื่อให้ได้อัตรารหัสเป็น 1/2 (บิตข่าวสารต่อบิตรหัส) และใช้รหัสปริภูมิ-เวลาแบบควาเทอร์เนียนซึ่ง  $\log_2|U| = 3$  เหตุที่เลือกใช้อัตรารหัส 1/2 เพื่อให้ได้อัตราข้อมูลระบบ (system rate)  $R_s = R_c R_m$  ที่มีค่าพอเหมาะไม่ต่ำเกินไป เนื่องจากรหัสปริภูมิ-เวลาแบบบล็อกมีอัตรามอดูเลตต่ำเมื่อเทียบกับรหัสปริภูมิ-เวลาแบบอื่น ๆ ดังที่ได้กล่าวไว้แล้วในบทที่ 2 ส่วนเหตุที่เลือกรหัสควาเทอร์เนียนคือ เป็นรหัสซึ่งมีการชดเชยข้อดีข้อเสีย (tradeoff) ระหว่าง อัตรารหัสปริภูมิ-เวลา  $R = 1/T \log_2|U|$  กับค่าต่ำสุดของการได้ประโยชน์เชิงรหัส  $\Lambda_p$  อยู่ในระดับที่เหมาะสมมาก กล่าวคือ  $R = 1.5$  bits/channel use และ  $\Lambda_p = 4$  อาจลองเทียบกับรหัสปริภูมิ-เวลาแบบกรุปอื่น ๆ ซึ่ง  $M = T = 2$  จากในตารางที่ 1 ของเอกสารอ้างอิงที่ [13] เช่น รหัสแบบหนึ่งมีสมบัติคือ  $R = 2$  และ  $\Lambda_p = 1.172$  หรือรหัสอีกแบบหนึ่งมีสมบัติคือ  $R = 0.5$  และ  $\Lambda_p = 8$  เป็นต้น และสาเหตุที่สำคัญอีกสาเหตุหนึ่งคือ เป็นระบบที่สามารถแสดงให้เห็นถึงการให้หลักเกณฑ์การออกแบบดังที่กล่าวถึงแล้วข้างต้นได้ชัดเจน เนื่องจากบิตรหัสจากกิ่งสาขาเดียวกันจำเป็นต้องอยู่กับบิตอื่น ๆ เพียงบิตเดียว ไม่เหมือนกรณีที่ใช้ตัวเข้ารหัสย่อยจำนวน 2 ตัวเข้ารหัส ใช้อัตรารหัส 1/3 และใช้รหัสปริภูมิ-เวลาซึ่ง  $\log_2|U| = 3$  จะเป็นกรณีที่ลงตัวเพราะบิตรหัสจากกิ่งสาขาเดียวกันสามารถเข้าคู่กับรหัสปริภูมิ-เวลา 1 บล็อกรหัสได้พอดี เนื้อหาต่อจากนี้จนจบหัวข้อนี้จึงเป็นการออกแบบการใช้งานในรูปแบบตามที่กล่าวไว้ทั้งหมด



รูปที่ 4.5 แผนภาพแบบบล็อกของโครงสร้างของภาคส่งของวิธีการที่ 2



รูปที่ 4.6 ตัวฟังก์ชันอัตรา 3/2

### 4.2.1 โครงสร้างของภาคส่ง

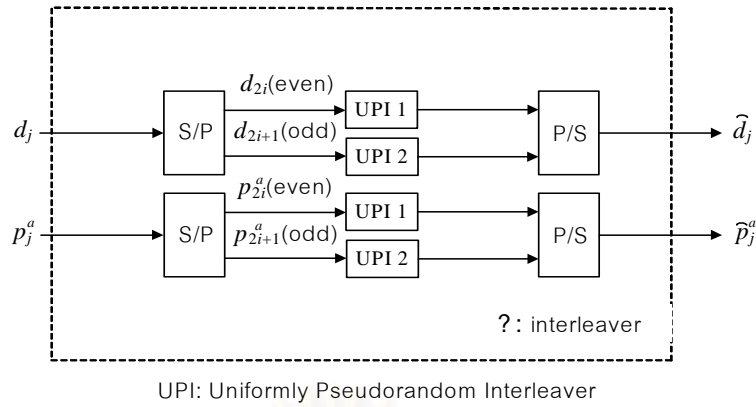
โครงสร้างของภาคส่งมีความแตกต่างจากเดิมเพื่อให้สอดคล้องตามหลักเกณฑ์การจัดกลุ่มบิตรหัสข้างต้น ในหัวข้อนี้ขอกล่าวถึงเฉพาะบล็อกที่มีนัยแตกต่างจากเดิมเท่านั้น ได้แก่ ตัวเข้ารหัสเทอร์โบและตัวสลับลำดับบิตกลับ  $\pi^{-1}$  ตัวฟังก์ชัน ตัวสลับลำดับ  $\Lambda$  และตัวสลับลำดับ  $\Omega$  และในหัวข้อสุดท้ายจะกล่าวถึงการดำเนินการกับบิตปลายทั้งบิตข้อมูลปลายและบิตเพริติปลายซึ่งจะแยกดำเนินการออกต่างหากเนื่องจากมีลักษณะแตกต่างจากบิตอื่น ๆ นอกจากนี้ เพื่อให้การจัดกลุ่มบิตรหัสเกิดความลงตัวจำเป็นต้องตั้งข้อกำหนดเพิ่มเติมว่า ค่า  $N_{inf}$  ต้องสามารถหารด้วย 6 ลงตัว หรือกล่าวได้ว่า  $\text{mod}(N_{inf}, 6) = 0$  เมื่อ  $\text{mod}(A, B)$  แทน ค่ามอดูโลฐาน  $B$  ของ  $A$  และ ค่าความยาวหน่วยความจำ  $v$  ต้องเป็นเลขคู่

#### 4.2.1.1 ตัวเข้ารหัสเทอร์โบและตัวสลับลำดับบิตกลับ $\pi^{-1}$

ตัวเข้ารหัสเทอร์โบตามปกติสามารถได้ดังตัวอย่างในรูปที่ 2.3 ในบทที่ 2 ซึ่งเป็นโครงสร้างเหมาะสมอยู่แล้วหากไม่ต้องจัดข่าวสารดังที่ใช้ในวิธีการดั้งเดิมและวิธีการที่ 2 แต่กรณีต้องการจัดบิตจำเป็นต้องดัดแปลงโครงสร้างรหัสเทอร์โบเล็กน้อยด้วยการเพิ่มตัวสลับลำดับบิตกลับ  $\pi^{-1}$  เข้ามาจำนวนหนึ่งบล็อกเพื่อสลับลำดับบิตของลำดับบิตเพริติของตัวเข้ารหัสหมายเลข 2  $\tilde{p}_j^2$  ให้มีลำดับกลับมามาตรงกับลำดับของบิตข้อมูล  $d_j$  คือ กลับมาเป็น  $p_j^2$

#### 4.2.1.2 ตัวฟังก์ชัน

ทำหน้าที่ฟังก์ชันลำดับบิตที่เข้ามา 3 ลำดับให้ออกไปเพียง 2 ลำดับโดยฟังก์ชันเฉพาะลำดับบิตเพริติ  $p_j^1$  และ  $p_j^2$  แบบสลับกันไป ส่วนลำดับบิตข้อมูล  $d_j$  นั้นจะไม่มีฟังก์ชันใด ๆ



รูปที่ 4.7 ตัวสลับลำดับ  $\Lambda$  ของวิธีการที่ 2

ทั้งสิ้น สามารถเขียนแทนได้ด้วยเมทริกซ์การพังเจอร์  $P$  ได้ ดังนี้

$$P = \begin{bmatrix} 1 & 1 \\ 1 & 0 \\ 0 & 1 \end{bmatrix}$$

#### 4.2.1.3 ตัวสลับลำดับ $\Lambda$

ภายหลังจากตัวพังเจอร์ทำหน้าที่เสร็จสิ้นจะส่งลำดับบิตข้อมูล  $d_j$  และลำดับบิตแพริตี  $p_j^a$  มายังตัวสลับลำดับ  $\Lambda$  โดย  $\Lambda$  ทำหน้าที่กระจายคู่บิต  $d_j$  และ  $p_j^a$  เฉพาะในส่วนของบิตที่ไม่ใช่บิตปลายทั้งบิตข้อมูลปลายและบิตแพริตีปลายเพื่อวัตถุประสงค์ 2 ประการคือ เพื่อให้มีสหสัมพันธ์กันน้อยที่สุด และเพื่อกระจายลำดับบิตแพริตีอย่างสม่ำเสมอแบบสลับกันระหว่าง  $p_j^1$  กับ  $p_j^2$  ตามที่ A. S. Barbulescu และ S. S. Pietrobon ได้เสนอไว้ในเอกสารอ้างอิงหมายเลข [32] จากวัตถุประสงค์ทั้งสองจึงออกแบบ  $\Lambda$  ให้เป็นตัวสลับลำดับแบบสลับกันสม่ำเสมอและคี่-คู่ (odd-even uniformly pseudorandom interleaver) ซึ่งสามารถเขียนเป็นแผนภาพได้ดังรูปที่ 4.7 สังเกตว่า ลำดับผลลัพธ์  $\hat{d}_j$  และ  $\hat{p}_j^a$  ที่ได้ จะยังคงเป็นคู่ของบิตข้อมูลและบิตแพริตีที่สอดคล้องกัน (associated parity bit) อันหมายถึง คู่ของบิตข้อมูล  $d_j$  และบิตแพริตี  $p_j^a$  ที่เกิดจากบิตข้อมูลนั้นป้อนเข้าตัวเข้ารหัสย่อยที่เวลาเดียวกันกับที่บิตแพริตีดังกล่าวเป็นเอาต์พุตออกมาจากตัวเข้ารหัสย่อย ทั้งนี้เพื่อเข้าคู่คู่บิตข้อมูลและบิตแพริตีที่สอดคล้องกันไปด้วยกันตามหลักเกณฑ์ที่กำหนด

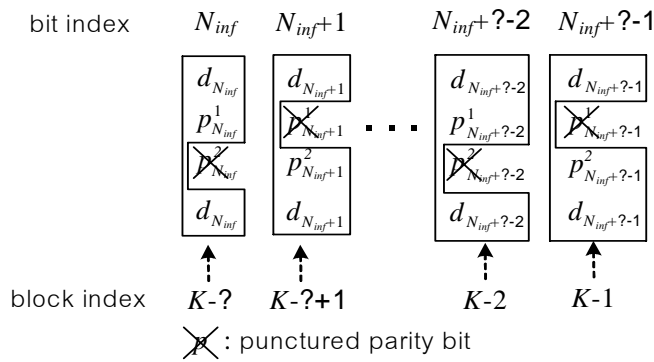
#### 4.2.1.4 ตัวสลับลำดับ $\Omega$

ด้วยเหตุที่เกิดความไม่พอดีกันของอัตราการพังเจอร์และการเข้าคู่บิตรหัสไปเป็นบิตอกรหัสปริภูมิ-เวลาซึ่งสามารถพิจารณาได้จากรูปที่ 4.8 ทำให้จำเป็นต้องออกแบบตัวสลับ  $\Omega$  เพื่อ









รูปที่ 4.10 แผนภาพการเข้าคู่บิตปลายไปเป็นรหัสปริภูมิ-เวลาของวิธีการที่ 2

1. บิตแพริตีปลายได้รับการฟังเจอร์เหมือนเช่นบิตแพริตีอื่น ๆ
2. บิตปลายทั้งบิตข้อมูลปลายและบิตแพริตีปลายไม่ได้รับการสลับลำดับด้วยตัวสลับลำดับ  $\Lambda$  ใด ๆ ทั้งสิ้น
3. บิตปลายทั้งบิตข้อมูลปลายและบิตแพริตีปลายได้รับการเข้าคู่ด้วยรูปแบบดังรูปที่ 4.10
4. รหัสปริภูมิ-เวลากรณีบล็อกที่บรรจุข่าวสารของบิตปลายเหล่านี้จะถูกสลับลำดับด้วยตัวสลับลำดับแบบสุ่มเทียมชนิดสม่ำเสมอ
5. จัดเรียงรหัสปริภูมิ-เวลากรณีบล็อกที่บรรจุข่าวสารของบิตปลายเหล่านี้ต่อจากลำดับรหัสปริภูมิ-เวลากรณีบล็อกที่ไม่ได้บรรจุข่าวสารของบิตปลาย

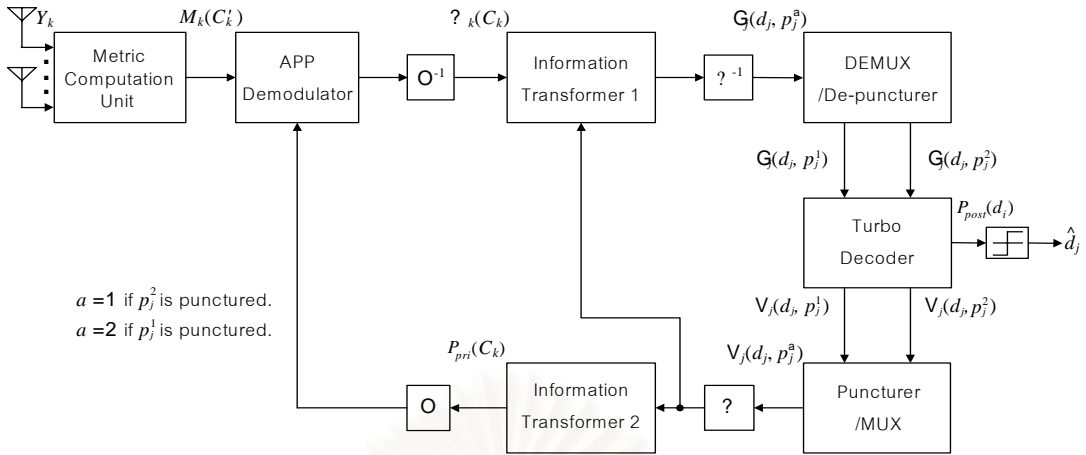
จากนั้นลำดับรหัสปริภูมิ-เวลากรณีบล็อกที่ไม่ได้บรรจุข่าวสารของบิตปลายซึ่งได้รับการเรียงต่อท้ายด้วยรหัสปริภูมิ-เวลากรณีบล็อกที่บรรจุข่าวสารของบิตปลาย จึงถูกส่งไปยังตัวเข้ารหัสดีฟเฟอเรนเชียล

#### 4.2.2 โครงสร้างของภาครับ

โครงสร้างของภาครับของวิธีการที่ 2 ซึ่งแสดงได้ดังรูปที่ 4.11 มีความแตกต่างจากวิธีการที่ 1 หลายส่วน นอกเหนือจากส่วนของหน่วยคำนวณเมทริกและตัวดีมอดูเลตเอพียูที่ที่ยังคงเดิม ในหัวข้อย่อยที่ 4.2.2 นี้จึงจะกล่าวถึงเฉพาะส่วนที่แตกต่าง ดังนี้

##### 4.2.2.1 ตัวแปลงข่าวสาร 1

ดังที่ได้กล่าวไว้แล้วว่า ตัวแปลงข่าวสารมีหน้าที่แปลงรูปข่าวสารให้เหมาะสมต่อกลไกการทำงานถัดไป ในที่นี้ตัวแปลงข่าวสาร 1 รับข่าวสารจากตัวดีมอดูเลตเอพียู แล้วแปลงข่าวสารให้อยู่ในรูปที่เหมาะสมต่อการทำงานของตัวถอดรหัสเทอร์โบ ด้วยการมาจิ้นัล ดังชุดสมการต่อไปนี้



รูปที่ 4.11 แผนภาพแบบบล็อกของโครงสร้างของภาครับของวิธีการที่ 2

กรณีบิตที่ไม่ใช่บิตปลาย (พิจารณารูปที่ 4.8 ประกอบ)

$$\Gamma_{6l}(\hat{d}_{6l}, \hat{p}_{6l}^1) = A_{6l} \sum_{\hat{d}_{6l+1}} [\Psi_{4l}(\hat{d}_{6l}, \hat{p}_{6l}^1, \hat{d}_{6l+1}) \sum_{\hat{p}_{6l+1}^2} V_{6l+1}(\hat{d}_{6l+1}, \hat{p}_{6l+1}^2)] \quad (4.9)$$

$$\begin{aligned} \Gamma_{6l+1}(\hat{d}_{6l+1}, \hat{p}_{6l+1}^2) &= B_{6l+1} \sum_{\hat{d}_{6l}} \sum_{\hat{p}_{6l}^1} [\Psi_{4l}(\hat{d}_{6l}, \hat{p}_{6l}^1, \hat{d}_{6l+1}) V_{6l}(\hat{d}_{6l}, \hat{p}_{6l}^1)] \\ &\cdot \sum_{\hat{d}_{6l+2}} \sum_{\hat{p}_{6l+2}^1} [\Psi_{4l+1}(\hat{p}_{6l+1}^2, \hat{d}_{6l+2}, \hat{p}_{6l+2}^1) V_{6l+2}(\hat{d}_{6l+2}, \hat{p}_{6l+2}^1)] \end{aligned} \quad (4.10)$$

$$\Gamma_{6l+2}(\hat{d}_{6l+2}, \hat{p}_{6l+2}^1) = C_{6l+2} \sum_{\hat{p}_{6l+1}^2} [\Psi_{4l+1}(\hat{p}_{6l+1}^2, \hat{d}_{6l+2}, \hat{p}_{6l+2}^1) \sum_{\hat{d}_{6l+1}} V_{6l+1}(\hat{d}_{6l+1}, \hat{p}_{6l+1}^2)] \quad (4.11)$$

$$\Gamma_{6l+3}(\hat{d}_{6l+3}, \hat{p}_{6l+3}^2) = D_{6l+3} \sum_{\hat{d}_{6l+4}} [\Psi_{4l+2}(\hat{d}_{6l+3}, \hat{p}_{6l+3}^2, \hat{d}_{6l+4}) \sum_{\hat{p}_{6l+4}^1} V_{6l+4}(\hat{d}_{6l+4}, \hat{p}_{6l+4}^1)] \quad (4.12)$$

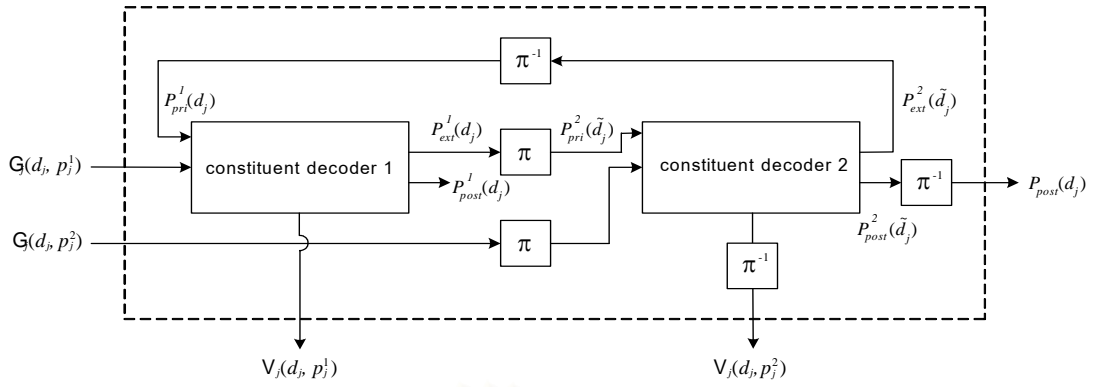
$$\begin{aligned} \Gamma_{6l+4}(\hat{d}_{6l+4}, \hat{p}_{6l+4}^1) &= E_{6l+1} \sum_{\hat{d}_{6l+3}} \sum_{\hat{p}_{6l+3}^2} [\Psi_{4l+2}(\hat{d}_{6l+3}, \hat{p}_{6l+3}^2, \hat{d}_{6l+4}) V_{6l+3}(\hat{d}_{6l+3}, \hat{p}_{6l+3}^2)] \\ &\cdot \sum_{\hat{d}_{6l+5}} \sum_{\hat{p}_{6l+5}^2} [\Psi_{4l+3}(\hat{p}_{6l+4}^1, \hat{d}_{6l+5}, \hat{p}_{6l+5}^2) V_{6l+5}(\hat{d}_{6l+5}, \hat{p}_{6l+5}^2)] \end{aligned} \quad (4.13)$$

$$\Gamma_{6l+5}(\hat{d}_{6l+5}, \hat{p}_{6l+5}^2) = F_{6l+2} \sum_{\hat{p}_{6l+4}^1} [\Psi_{4l+3}(\hat{p}_{6l+4}^1, \hat{d}_{6l+5}, \hat{p}_{6l+5}^2) \sum_{\hat{d}_{6l+4}} V_{6l+4}(\hat{d}_{6l+4}, \hat{p}_{6l+4}^1)] \quad (4.14)$$

โดยที่

$A_{6l}$   $B_{6l+1}$   $C_{6l+2}$   $D_{6l+3}$   $E_{6l+4}$  และ  $F_{6l+5}$  แทน ค่าคงที่นอร์มัลไลเซชันเพื่อให้

$$\sum_d \sum_p \Gamma(d, p) = 1$$



รูปที่ 4.12 ตัวถอดรหัสเทอร์โบของวิธีการที่ 2

กรณีบิดปลาย(พิจารณารูปที่ 4.10 ประกอบ)

$$\Gamma_{N_{\text{inf}}+j}(d_{N_{\text{inf}}+j}^a, p_{N_{\text{inf}}+j}^a) = A_j \sum_{d_{N_{\text{inf}}+j}^a} [\Psi_{K-v+j}(d_{N_{\text{inf}}+j}^1, p_{N_{\text{inf}}+j}^a, d_{N_{\text{inf}}+j}^2) \sum_{p_{N_{\text{inf}}+j}^a} V_{N_{\text{inf}}+j}(d_{N_{\text{inf}}+j}^{a'}, p_{N_{\text{inf}}+j}^{a'})] \quad (4.15)$$

$$\Gamma_{N_{\text{inf}}+j}(d_{N_{\text{inf}}+j}^{a'}) = B_j \sum_{d_{N_{\text{inf}}+j}^a} \sum_{p_{N_{\text{inf}}+j}^a} [\Psi_{K-v+j}(d_{N_{\text{inf}}+j}^1, p_{N_{\text{inf}}+j}^a, d_{N_{\text{inf}}+j}^2) \mathcal{W}_{N_{\text{inf}}+j}(d_{N_{\text{inf}}+j}^a, p_{N_{\text{inf}}+j}^a)] \quad (4.16)$$

โดยที่

$$j = 0, 1, 2, \dots, v-1$$

$a = 1$  และ  $a' = 2$  เมื่อ  $j$  เป็นเลขคู่หรือศูนย์ และบิตเพริติที่ส่งมาจะเป็นของตัวถอดรหัสย่อยหมายเลข 1

$a = 2$  และ  $a' = 1$  เมื่อ  $j$  เป็นเลขคี่หรือหนึ่ง และบิตเพริติที่ส่งมาจะเป็นของตัวถอดรหัสย่อยหมายเลข 2

$A_j$  และ  $B_j$  แทน ค่าคงที่นอร์มัลไลเซชันเพื่อให้  $\sum_{d_{N_{\text{inf}}+j}^a} \sum_{p_{N_{\text{inf}}+j}^a} \Gamma_{N_{\text{inf}}+j}(d_{N_{\text{inf}}+j}^a, p_{N_{\text{inf}}+j}^a) = 1$  และ

$$\sum_{d_{N_{\text{inf}}+j}^{a'}} \Gamma_{N_{\text{inf}}+j}(d_{N_{\text{inf}}+j}^{a'}) = 1 \text{ ตามลำดับ}$$

#### 4.2.2.2 ตัวดีมัลติเพล็กซ์และตัวดีฟังเจอร์

ตัวดีมัลติเพล็กซ์มีหน้าที่แยกลำดับข่าวสารซึ่งส่งมาจากตัวสลับลำดับกลับ  $\Lambda^{-1}$  ออกเป็นลำดับย่อยจำนวน 2 ลำดับคือ ลำดับข่าวสารของตัวถอดรหัสย่อยหมายเลข 1 ซึ่งมีความข่าวสารของบิตเพริติและของตัวถอดรหัสย่อยหมายเลข 2 จากนั้นตัวดีฟังเจอร์มีหน้าที่แทรกค่าในตำแหน่งที่บิตเพริติได้รับการฟังเจอร์ ณ ภาคส่ง ดังนี้

กรณีบิตที่ไม่ใช่บิตปลาย

$$\Gamma_j(d_j = u_d, p_j^a = u_p) = \sum_{p_j^{a'}} \Gamma_j(d_j = u_d, p_j^{a'}) \times 0.5 \quad (4.17)$$

กรณีบิตปลาย

$$\Gamma_j(d_j = u_d, p_j^a = u_p) = \Gamma_j(d_j = u_d) \times 0.5 \quad (4.18)$$

โดยที่

$$\forall u_d \in \{0,1\}, \forall u_p \in \{0,1\}$$

$a=1, a'=2$  เมื่อบิต  $p_j^1$  ได้รับการพึงเจอรื ณ ภาคส่ง

$a=2, a'=1$  เมื่อบิต  $p_j^2$  ได้รับการพึงเจอรื ณ ภาคส่ง

#### 4.2.2.3 ตัวถอดรหัสเทอร์โบ

ตัวถอดรหัสเทอร์โบในที่นี้มีโครงสร้างคล้ายกับของเดิมในบทที่ 2 และแสดงไว้ในรูปที่ 4.12 โดยมีส่วนที่แตกต่างออกไปคือ รูปแบบของอินพุตซึ่งส่งผลให้รูปสมการและเอาต์พุตเปลี่ยนตามไปด้วย ข่าวนสารซึ่งเป็นอินพุตในที่นี้มีลักษณะเป็นข่าวสารของทั้งกิ่งสาขา กล่าวคือ ทั้งบิตข้อมูลและบิตพริตตี้ที่สอดคล้องกัน ดังนั้นการคำนวณค่า  $\gamma_j(s', s)$  จึงเปลี่ยนไปเล็กน้อย กล่าวคือ ไม่จำเป็นต้องเอาข่าวสารของบิตข้อมูลและของบิตพริตตี้ที่สอดคล้องกันมาคูณกัน ดังแสดงด้วยสมการในกรณีตัวถอดรหัสย่อหมายเลข 1 ดังนี้

$$\gamma_j(s', s) = \Gamma_j(d_j, p_j^1) \cdot P_{pri}^1(d_j) \quad (4.19)$$

ส่วนข่าวสารเอ็กซ์ทรินซิกของบิตข้อมูล  $d_i$  หรือ  $P_{ext}^1(d_i)$  สามารถแสดงด้วยสมการในกรณีตัวถอดรหัสย่อหมายเลข 1 ได้ ดังต่อไปนี้

$$\begin{aligned} P_{ext}^1(d_j) &= A_j \frac{P_{post}^1(d_j)}{P_{pri}^1(d_j) \sum_{p_j^1} \Gamma_j(d_j, p_j^1)} \\ &= A_j \frac{\sum_{(s',s):d_j} \alpha_{j-1}^1(s') \Gamma_j(d_j, p_j^1) \beta_j^1(s)}{\sum_{p_j^1} \Gamma_j(d_j, p_j^1)} \end{aligned} \quad (4.20)$$

โดยที่

$A_j$  แทน ค่าคงที่นอร์มัลไลเซชันเพื่อให้

$$\sum_{d_j} P_{ext}^1(d_j) = 1$$

สำหรับการคำนวณหา  $\alpha_j(s)$  และ  $\beta_j(s)$  สามารถใช้สมการตามที่กล่าวไว้ในหัวข้อย่อยที่ 2.4.2.2 ส่วนสมการของตัวถอดรหัสย่อยหมายเลข 2 มีรูปสมการเหมือนกับกรณีตัวถอดรหัสย่อยหมายเลข 1 จึงขอละไว้เพื่อประโยชน์ต่อความกระชับของเนื้อหา

ตัวถอดรหัสเทอร์โบทำหน้าที่คำนวณข่าวสารเอ็กซ์ทรีนซิกของบิตข้อมูล บิตพริตีของตัวถอดรหัสย่อยหมายเลข 1 และบิตพริตีของตัวถอดรหัสย่อยหมายเลข 2 เพื่อใช้เป็นข่าวสารเบื้องต้นของรหัสปริภูมิ-เวลา  $P_{pri}(C_k)$  สำหรับตัวดีมอดูเลตเอพียี โดยข่าวสารเอ็กซ์ทรีนซิกของบิตข้อมูลและบิตพริตีที่สอดคล้องกันสามารถแสดงด้วยสมการได้ ดังต่อไปนี้

$$V_j(d_j, p_j^1) = B_j \sum_{(s',s):d_j,p_j^1} \alpha_{j-1}^1(s') P_{pri}^1(d_j) \beta_j^1(s) \quad (4.21)$$

$$V_j(\tilde{d}_j, \tilde{p}_j^2) = C_j \sum_{(s',s):\tilde{d}_j,\tilde{p}_j^2} \alpha_{j-1}^2(s') P_{pri}^2(\tilde{d}_j) \beta_j^2(s) \quad (4.22)$$

โดยที่

$B_j$ , และ  $C_j$  แทน ค่าคงที่นอร์มัลไลเซชันซึ่ง

$$B_j = 1 / \sum_{d_j} \sum_{p_j^1} \sum_{(s',s):d_j,p_j^1} \alpha_{j-1}^1(s') P_{pri}^1(d_j) \beta_j^1(s)$$

$$C_j = 1 / \sum_{\tilde{d}_j} \sum_{\tilde{p}_j^2} \sum_{(s',s):\tilde{d}_j,\tilde{p}_j^2} \alpha_{j-1}^2(s') P_{pri}^2(\tilde{d}_j) \beta_j^2(s)$$

$\alpha_{j-1}^a(\cdot)$  และ  $\beta_j^a(\cdot)$  แทน ค่า  $\alpha_{j-1}(\cdot)$  และ  $\beta_j(\cdot)$  ของตัวเข้ารหัสย่อยหมายเลข  $a$  ในที่นี้  $a$  คือ 1 หรือ 2

$(s',s):d_j,p_j^1$  หมายถึง เหตุการณ์ที่ตัวเข้ารหัสย่อยหมายเลข 1 เปลี่ยนสถานะจาก  $s'$  ไปเป็น  $s$  เมื่อบิตข้อมูล  $d_j$  ถูกป้อนเข้าสู่ตัวเข้ารหัสย่อย และได้เอาต์พุตเป็น  $p_j^1$  ทำนองเดียวกันกับ  $(s',s):\tilde{d}_j,\tilde{p}_j^2$

$P_{pri}^1(d_j)$  หรือ  $P_{pri}^2(\tilde{d}_j)$  แทน ความน่าจะเป็นเบื้องต้นของบิตข้อมูล  $d_j$  สำหรับการถอดรหัสของตัวถอดรหัสย่อยหมายเลข 1 หรือของบิตข้อมูล  $\tilde{d}_j$  สำหรับตัวถอดรหัสย่อยหมายเลข 2 ตามลำดับ

$\tilde{Z}$  แทน ลำดับผลลัพธ์เมื่อลำดับ  $Z$  ได้รับการสลับลำดับบิตโดยตัวสลับลำดับบิตของตัวเข้ารหัสเทอร์โบ  $\pi$

#### 4.2.2.4 ตัวแปลงข่าวสาร 2

ตัวแปลงข่าวสาร 2 ทำหน้าที่คำนวณค่าความน่าจะเป็นเบื้องต้นของรหัสปริภูมิ-เวลา ในที่นี้แทนด้วย  $U_k(C_k)$  เพื่อส่งไปยังตัวดีมอดูเลตเอพียีโดยอาศัยหลักการที่ภาคส่งใช้ตัวสลับลำดับ

ทำให้บิตรหัสเดี่ยวที่มากอยู่รวมกับคูบิตข้อมูลและบิตแพริตีที่สอดคล้องกันมีความอิสระจากกันมากที่สุด ดังนั้น

$$U_{4l}(d_{6l}, p_{6l}^1, d_{6l+1}) = V_{6l}(d_{6l}, p_{6l}^1) \sum_{p_{6l+1}^2} V_{6l+1}(d_{6l+1}, p_{6l+1}^2) \quad (4.23)$$

$$U_{4l+1}(p_{6l+1}^2, d_{6l+2}, p_{6l+2}^1) = V_{6l+2}(d_{6l+2}, p_{6l+2}^1) \sum_{d_{6l+1}} V_{6l+1}(d_{6l+1}, p_{6l+1}^2) \quad (4.24)$$

$$U_{4l+2}(d_{6l+3}, p_{6l+3}^2, d_{6l+4}) = V_{6l+3}(d_{6l+3}, p_{6l+3}^2) \sum_{p_{6l+4}^2} V_{6l+4}(d_{6l+4}, p_{6l+4}^2) \quad (4.25)$$

$$U_{4l+3}(p_{6l+4}^1, d_{6l+5}, p_{6l+5}^2) = V_{6l+5}(d_{6l+5}, p_{6l+5}^2) \sum_{d_{6l+4}} V_{6l+4}(d_{6l+4}, p_{6l+4}^1) \quad (4.26)$$

### 4.3 ความซับซ้อนทางการคำนวณ (computational complexity)

หัวข้อนี้จะกล่าวถึงประเด็นสำคัญที่ต้องพิจารณาอีกอย่างคือ วิธีการที่ใช้นั้นมีความซับซ้อนทางการคำนวณมากน้อยแค่ไหน เพื่อพิจารณาว่าคุ้มค่าหรือไม่ที่ต้องแลกความซับซ้อนดังกล่าวกับผลลัพธ์ที่จะได้ดีขึ้นเมื่อเปรียบเทียบกับวิธีการที่มีอยู่ ในการวัดความซับซ้อนทางการคำนวณสามารถทำได้ 2 แบบหลัก ๆ ได้แก่ แบบแรก คือ การวิเคราะห์ด้วยการนับจำนวนการดำเนินการทางตรรกะและคณิตศาสตร์ในแต่ละขั้นตอนวิธี และแบบที่สองคือ การวัดเวลาที่ซีพียูใช้ไป (CPU time measurement) ในการประมวลผลทั้งหมด วิธีการวัดเวลาที่ซีพียูใช้ไปนั้นจะเป็นเวลาแท้จริงของการทำงานตามขั้นตอนวิธีที่ทดสอบสำหรับซีพียูนั่น ๆ แต่ทว่าเป็นค่าที่ขึ้นกับสถาปัตยกรรมของซีพียูและแพลตฟอร์มของคอมพิวเตอร์ที่ใช้ กล่าวอีกนัยคือ เวลาการทำงานหรือเวลาที่ต้องรอซีพียูทำงานที่วัดได้นั้นมิได้มีแต่เพียงการดำเนินการทางตรรกะและคณิตศาสตร์ซึ่งเป็นสิ่งที่สนใจ ทว่ายังรวมถึงเวลาของการโอนย้ายข้อมูลระหว่างหน่วยย่อยต่าง ๆ ภายในซีพียูอีกด้วย เช่น ระหว่างหน่วยการคำนวณเลขคณิตและตรรกะ (Arithmetic Logic Unit) กับหน่วยความจำภายใน (internal memory) อีกด้วย วิทยานิพนธ์ฉบับนี้จึงเลือกพิจารณาการวัดความซับซ้อนทางการคำนวณด้วยการนับจำนวนการดำเนินการทางตรรกะและคณิตศาสตร์เพียงวิธีเดียว

พิจารณาขั้นตอนการทำงานพบว่า ภาระหนักตกอยู่กับภาครับมีใช้ภาคส่ง ภาครับที่ศึกษา มีลักษณะการทำงานเป็นการวนซ้ำซึ่งความซับซ้อนของการคำนวณขึ้นกับขั้นตอนการทำงานที่อยู่ในรอบการวนซ้ำ การพิจารณาความซับซ้อนของการคำนวณจึงกระทำเฉพาะในส่วนของขั้นตอนวิธีที่อยู่ในรอบการวนซ้ำกล่าวคือ ไม่รวมบิตล็อกของหน่วยการคำนวณเมทริก ซึ่งมีผลต่อเวลาการทำงานน้อยมากเมื่อการทำงานของภาครับใช้จำนวนรอบของการวนซ้ำค่าสูง ๆ เช่น 10 รอบ เป็นต้น ซึ่งพบว่า ประกอบด้วยการดำเนินการทางเลขคณิต (arithmetic operation) เพียงอย่างเดียว



ดังสมการที่ปรากฏอยู่ในบทที่ 2 3 และ 4 นอกจากนี้ยังเป็นการดำเนินการกับจำนวนจริงทศนิยมเท่านั้นโดยไม่มีจำนวนเชิงซ้อนรวมอยู่ด้วย ในที่นี้จึงแสดงความซับซ้อนของการคำนวณด้วยจำนวนการคูณ (multiplication) การหาร (division) และการบวก (addition) ที่ใช้ในแต่ละขั้นตอนการทำงานของวิธีการดั้งเดิมและวิธีการที่เสนอ

การนับจำนวนการดำเนินการนั้นได้นับโดยตรงจากการพิจารณาสมการของขั้นตอนการทำงานแต่ละขั้นตอนที่ต้องทำจริง ๆ ดังที่ได้แสดงไว้แล้วในบทที่ 3 และ 4 ผลลัพธ์ของจำนวนการคูณ การหารและการบวกที่ใช้ในแต่ละขั้นตอนการทำงานของวิธีการดั้งเดิมเฉพาะในส่วนที่ต้องทำจริง ๆ และวิธีการที่เสนอเฉพาะในส่วนของวิธีการที่ 1 ได้แสดงไว้ในตารางที่ 4.1–4.3 โดยกำกับหมายเลขสมการที่ใช้ับจำนวนการดำเนินการไว้ถัดจากพจน์ที่แสดงจำนวนการดำเนินการในช่องเดียวกัน โดยที่ตัวย่อและสัญลักษณ์ที่ใช้ในตารางมีดังนี้

$N_{CE}$  แทน จำนวนของตัวเข้ารหัสย่อย

$R_C$  แทน อัตราการเข้ารหัสของตัวเข้ารหัสเทอร์โบและตัวฟังก์ชันโดยมีค่าเท่ากับอัตราส่วนของความยาวของลำดับข้อมูลก่อนการเข้ารหัสต่อความยาวของลำดับบิตรหัสทั้งหมดหลังการฟังก์ชัน ในที่นี้  $R_C = N_{inf} / (2(N_{inf} + v) + v)$

$K$  แทน จำนวนของบล็อกเฉพาะส่วนข้อมูลในหนึ่งเฟรมการเข้ารหัสแบบดิฟเฟอเรนเชียลซึ่ง

$$K = N_{inf} / (R_C \log_2 |G|)$$

MD แทน ตัวถอดรหัสการมอดูเลต

IT1 และ IT2 แทน ตัวแปลงข่าวสาร 1 และตัวแปลงข่าวสาร 2 ตามลำดับ

APPD แทน ตัวดีมอดูเลตเอพียี

TD แทน ตัวถอดรหัสเทอร์โบ

- แทน ความหมายว่า ไม่จำเป็นต้องหรือไม่ต้องดำเนินการขั้นตอนของบล็อกการทำงานนั้น ๆ

ตารางที่ 4.1 จำนวนของการคูณ (multiplication) ที่ใช้ในแต่ละรอบของการวนซ้ำของวิธีการตั้งเดิมและวิธีการที่ 1

Scheme		Conventional method	Scheme 1
Block			
	MD		-
	IT 1	$\frac{N_{inf}}{R_c}  \mathbf{G}  (\log_2  \mathbf{G}  - 1)$ (3.9)	$\frac{N_{inf}}{R_c}  \mathbf{G}  (\log_2  \mathbf{G}  - 1)$ (4.8)
	APPD	-	$(4 \mathbf{G} ^2 +  \mathbf{G} )K$ (4.1)– (4.4)
TD	$\alpha$	$2^{\nu+1} N_{CE} (N_{inf} + \nu)$ (2.47)	$2^{\nu+1} N_{CE} (N_{inf} + \nu)$ (2.47)
	$\beta$	$2^{\nu+1} N_{CE} (N_{inf} + \nu)$ (2.48)	$2^{\nu+1} N_{CE} (N_{inf} + \nu)$ (2.48)
	$\gamma$	$8N_{CE} (N_{inf} + \nu)$ (3.11)	$8N_{CE} (N_{inf} + \nu)$ (3.11)
	$P_{ext}(\cdot)$	$2^{\nu+1} N_{CE} N_{inf}$ (3.12)	$2^{\nu+1} N_{CE} N_{inf}$ (3.12)
	$V(\cdot)$	$3 \cdot 2^{\nu+1} [(N_{CE} + 1)N_{inf} + 2N_{CE}\nu]$ (3.13)– (3.15)	$3 \cdot 2^{\nu+1} [(N_{CE} + 1)N_{inf} + 2N_{CE}\nu]$ (3.13)– (3.15)
	IT 2	-	$ \mathbf{G}  (\log_2  \mathbf{G}  - 1)K$ (3.16)

ตารางที่ 4.2 จำนวนของการหาร (division) ที่ใช้ในแต่ละรอบของการวนซ้ำของวิธีการตั้งเดิมและวิธีการที่ 1

Scheme		Conventional method	Scheme 1
Block			
	MD		-
	IT 1	$\frac{2N_{inf}}{R_c}$ (3.9)	$\frac{2N_{inf}}{R_c}$ (4.8)
	APPD	-	$2 \mathbf{G} K$ (4.1)– (4.4)
TD	$\alpha$	$2^\nu N_{CE} (N_{inf} + \nu)$ (2.47)	$2^\nu N_{CE} (N_{inf} + \nu)$ (2.47)
	$\beta$	$2^\nu N_{CE} (N_{inf} + \nu)$ (2.48)	$2^\nu N_{CE} (N_{inf} + \nu)$ (2.48)
	$\gamma$	-	-
	$P_{ext}(\cdot)$	$2N_{CE} N_{inf}$ (3.12)	$2N_{CE} N_{inf}$ (3.12)
	$V(\cdot)$	$2(N_{CE} + 1)N_{inf} + 2N_{CE}\nu$ (3.13)– (3.15)	$2(N_{CE} + 1)N_{inf} + 2N_{CE}\nu$ (3.13)– (3.15)
	IT 2	-	-

**ตารางที่ 4.3** จำนวนของการบวก (addition) ที่ใช้ในแต่ละรอบของการวนซ้ำของวิธีการดั้งเดิม และวิธีการที่ 1

Scheme Block		Conventional method	Scheme 1
MD		$\frac{N_{inf}}{R_c} ( \mathbf{G}  - 1)$ (3.9)	-
IT 1			$\frac{N_{inf}}{R_c} ( \mathbf{G}  - 1)$ (4.8)
APPD		-	$(3 \mathbf{G} ^2 -  \mathbf{G}  - 2)K$ (4.1)–(4.4)
TD	$\alpha$	$(2^{v+1} - 1)N_{CE} (N_{inf} + v)$ (2.47)	$(2^{v+1} - 1)N_{CE} (N_{inf} + v)$ (2.47)
	$\beta$	$(2^{v+1} - 1)N_{CE} (N_{inf} + v)$ (2.48)	$(2^{v+1} - 1)N_{CE} (N_{inf} + v)$ (2.48)
	$\gamma$	-	-
	$P_{ext}(\cdot)$	$(2^{v+1} - 1)N_{CE} N_{inf}$ (3.12)	$(2^{v+1} - 1)N_{CE} N_{inf}$ (3.12)
	$V(\cdot)$	$(2^{v+1} - 1)[(N_{CE} + 1)N_{inf} + 2N_{CE}v]$ (3.13)–(3.15)	$(2^{v+1} - 1)[(N_{CE} + 1)N_{inf} + 2N_{CE}v]$ (3.13)–(3.15)
IT 2		-	-

**ตารางที่ 4.4** จำนวนของการคูณ การหารและการบวกที่ใช้ในแต่ละรอบของการวนซ้ำของวิธีการดั้งเดิม วิธีการที่ 1 และวิธีการที่ 2 (ในรูปแบบการใช้งานที่กำหนดขึ้น)

Scheme operation	Conventional method (2.47), (2.48), (3.9), (3.11)–(3.15)	Scheme 1 (2.47), (2.48), (3.11)– (3.16), (4.1)–(4.4), (4.8)	Scheme 2 (2.47), (2.48), (4.1)– (4.4), (4.7), (4.19)–(4.26)
Number of multiplications	$(48 + 34 \cdot 2^v)N_{inf}$ $+ (64 + 32 \cdot 2^v)v$	$(234\frac{2}{3} + 34 \cdot 2^v)N_{inf}$ $+ (344 + 32 \cdot 2^v)v$	$(208 + 32 \cdot 2^v)N_{inf}$ $+ (294 + 24 \cdot 2^v)v$
Number of divisions	$(14 + 4 \cdot 2^v)N_{inf}$ $+ (14 + 4 \cdot 2^v)v$	$(24\frac{2}{3} + 4 \cdot 2^v)N_{inf}$ $+ (30 + 4 \cdot 2^v)v$	$(26\frac{2}{3} + 4 \cdot 2^v)N_{inf}$ $+ (24 + 4 \cdot 2^v)v$
Number of additions	$(5 + 18 \cdot 2^v)N_{inf}$ $+ (13 + 16 \cdot 2^v)v$	$(126\frac{1}{3} + 18 \cdot 2^v)N_{inf}$ $+ (195 + 16 \cdot 2^v)v$	$(136\frac{1}{3} + 20 \cdot 2^v)N_{inf}$ $+ (198 + 16 \cdot 2^v)v$

**ตารางที่ 4.5** จำนวนของฟล็อปที่ใช้ในแต่ละรอบของการวนซ้ำของวิธีการดั้งเดิม วิธีการที่ 1 และวิธีการที่ 2 (ในรูปแบบการใช้งานที่กำหนดขึ้น)

Scheme complexity	Conventional method	Scheme 1	Scheme 2
Number of FLOPs	$(109 + 68 \cdot 2^v)N_{inf} + (133 + 64 \cdot 2^v)v$	$(459\frac{2}{3} + 68 \cdot 2^v)N_{inf} + (659 + 64 \cdot 2^v)v$	$(451 + 68 \cdot 2^v)N_{inf} + (588 + 56 \cdot 2^v)v$

พิจารณาตารางที่ 4.1–4.3 พบว่า ความซับซ้อนของวิธีการที่ 1 ในส่วนของตัวแปลงข่าวสาร 1 มีค่าเท่ากับความซับซ้อนของวิธีการดั้งเดิมในส่วนตัวถอดรหัสการมอดูเลตและตัวแปลงข่าวสาร 1 ดังนั้นเมื่อคิดรวมกับความซับซ้อนในส่วนของตัวดีมอดูเลตเอพียูและตัวแปลงข่าวสาร 2 ซึ่งเป็นขั้นตอนที่ต้องดำเนินการ ทำให้ความซับซ้อนของวิธีการที่ 1 มากกว่าความซับซ้อนของวิธีการดั้งเดิมสำหรับการดำเนินการทุกชนิดที่พิจารณาโดยความซับซ้อนที่เพิ่มขึ้นดังกล่าวขึ้นอยู่กับทั้งความยาวของเฟรมข้อมูลและจำนวนของรหัสปริภูมิ-เวลา

สำหรับการเปรียบเทียบกับการใช้งานซึ่งออกแบบโดยวิธีการที่ 2 ได้แสดงไว้ในตารางที่ 4.4 โดยใส่หมายเลขสมการที่ใช้พิจารณาไว้ที่หัวตารางได้ชื่อของวิธีการ เมื่อพิจารณาตารางที่ 4.4 จะเห็นว่า ตัวดำเนินการทางเลขคณิตมีหลายแบบคือ คูณ หาร และบวก ทำให้ยากแก่การเปรียบเทียบความซับซ้อนของวิธีการต่าง ๆ จึงใช้เลือกใช้การนับฟล็อป (FLOP ซึ่งย่อมาจาก floating point operation) เพื่อเปรียบเทียบความซับซ้อนรวมของวิธีการต่าง ๆ แทนการนับจำนวนของตัวดำเนินการ การนับฟล็อปเป็นวิธีการวัดที่ได้ผลลัพธ์ที่ขึ้นกับการให้ค่าน้ำหนักของตัวดำเนินการต่าง ๆ ในที่นี้เลือกใช้การตั้งข้อสมมติของค่าน้ำหนักของตัวดำเนินการตามที่ J. L. Hennessy และ D. A. Patterson เสนอไว้ในเอกสารอ้างอิงหมายเลข [33] กล่าวคือ การบวกหรือการคูณใช้ 1 ฟล็อปต่อการดำเนินการหนึ่งครั้ง และการหารใช้ 4 ฟล็อปต่อการดำเนินการหนึ่งครั้ง ด้วยข้อสมมติดังกล่าว สามารถแสดงความซับซ้อนรวมของวิธีการต่าง ๆ จากตารางที่ 4.4 ได้ดังตารางที่ 4.5 ซึ่งสามารถสรุปอย่างคร่าว ๆ ได้ว่า ลำดับของความซับซ้อนจากมากไปน้อยเป็นดังนี้คือ วิธีการที่ 1 วิธีการที่ 2 และวิธีการดั้งเดิม

อนึ่ง ขอให้สังเกตว่า ตารางที่ 4.4 และ 4.5 เป็นตัวอย่างของความซับซ้อนรวมของวิธีการต่าง ๆ ในรูปแบบการใช้งานที่กำหนดขึ้นเป็นกรณีศึกษา มิได้เป็นความซับซ้อนรวมของวิธีการต่าง ๆ ของกรณีทั่วไปอย่างตารางที่ 4.1–4.3 อย่างไรก็ตามตารางที่ 4.1–4.3 ไม่มีรายละเอียดของวิธีการที่ 2 อยู่เนื่องจากเหตุผลดังที่กล่าวไว้ตอนต้นแล้วในหัวข้อ 4.2

## บทที่ 5

### ผลการทดสอบ

บทนี้จะกล่าวถึงผลจากการจำลองระบบ เพื่อทดสอบสมรรถนะของระบบที่ใช้วิธีการดั้งเดิมและวิธีการที่เสนอทั้งสองวิธี โดยที่สมรรถนะของระบบสามารถวัดและประเมินได้จากกราฟความสัมพันธ์ระหว่างอัตราส่วนของค่าพลังงานเฉลี่ยต่อบิตต่อค่าความหนาแน่นสเปกตรัมพลังงานของสัญญาณรบกวนหรือแทนด้วยสัญลักษณ์ว่า  $E_b/N_0$  กับค่าความน่าจะเป็นของความผิดพลาดบิต (bit error probability) หรือเรียกว่าอัตราความผิดพลาดบิตย่อว่า BER ผู้วิจัยทดสอบระบบบนช่องสัญญาณที่เป็นแบบเรย์ลีเฟดดิ้งที่มี  $B_u T_s$  หรืออัตราเร็วต่าง ๆ กัน นอกจากนี้ยังทดสอบผลกระทบจากการเปลี่ยนค่าพารามิเตอร์ ได้แก่ จำนวนสายอากาศรับ ขนาดของบล็อกข้อมูล จำนวนรอบในการถอดรหัสแบบวนซ้ำ จำนวนขนาดของหน่วยความจำของชิพรีจิสเตอร์ และชนิดของตัวเข้ารหัสย่อย ที่มีต่อสมรรถนะของระบบถอดรหัสที่เสนอ

#### 5.1 การจำลองระบบ

สำหรับวิทยานิพนธ์ฉบับนี้ ผู้วิจัยเลือกใช้เงื่อนไขและพารามิเตอร์ในการจำลองระบบเพื่อทดสอบสมรรถนะดังผลที่ได้ในหัวข้อ 5.2 ดังนี้

1. **ขนาดของบล็อกข้อมูล:** 3000 บิต
2. **ตัวเข้ารหัสเทอร์โบ:** เป็นแบบไบนารีที่มีโครงสร้างดังรูปที่ 2.3 โดยประกอบด้วยตัวเข้ารหัส RSC  $(21,37)_8$  ที่เหมือนกันจำนวน 2 ตัวเข้ารหัสซึ่งตัวเข้ารหัสแต่ละตัวมีขนาดหน่วยความจำเท่ากับ 4 มีพหุนามป้อนไปข้างหน้าแสดงได้เป็น  $1 + D^4$  และพหุนามป้อนกลับแสดงได้เป็น  $1 + D + D^2 + D^3 + D^4$  โดยที่ใช้ตัวสลับลำดับการเข้ารหัสชนิดสุ่มเทียมเชิงยูนิฟอร์ม
3. **การพังเจอร์:** ใช้ตัวพังเจอร์เพื่อให้ได้อัตรารหัสเป็น 1/2 (ละการพิจารณาบิตปลาย) ดังที่กล่าวไว้แล้วในหัวข้อย่อยที่ 4.2.1.2
4. **รหัสปริภูมิ-เวลา:** เลือกใช้รหัสปริภูมิ-เวลาแบบรหัสความเทอร์เนียน ดังในตัวอย่างที่ 3.1 บทที่ 3 และเลือกใช้การเข้าคู่กลุ่มบิตไปเป็นรหัสปริภูมิ-เวลาตามตารางที่ 3.1
5. **ช่องสัญญาณ MIMO:** มี 2 แบบคือ
  1. แบบเฟดดิ้งคล้ายสถิต
  2. แบบช่องสัญญาณมีการเปลี่ยนแปลงระหว่างบล็อกในแต่ละสล็อตเวลาโดยมีค่าอัตราสัมพันธ์ทางเวลาของเฟดดิ้งเป็นไปตามแบบจำลองของ Jake [18] ดังที่กล่าวไว้ในบทที่ 3

ซึ่งเฟดดิ้งเป็นแบบเรย์ลีที่มีสหสัมพันธ์กัน โดยพิจารณาที่  $B_d T_s$  หลาย ๆ ค่า สำหรับวิทยานิพนธ์ฉบับนี้ ผู้วิจัยเลือกทดสอบสมรรถนะของระบบในกรณีที่เฟดดิ้งมีการเปลี่ยนแปลง 3 ระดับคือ ช้า เร็ว และเร็วมาก กล่าวคือ เมื่อ  $B_d T_s$  มีค่าเท่ากับ 0.01 0.05 และ 0.09 โดยที่เมื่อ  $B_d T_s$  เท่ากับ 0.01 สถานะของช่องสัญญาณจะเปลี่ยนแปลงอย่างช้า ๆ และเริ่มเปลี่ยนแปลงรวดเร็วขึ้น เมื่อ  $B_d T_s$  มีค่าเท่ากับ 0.05 ในขณะที่กรณีที่  $B_d T_s$  เท่ากับ 0.09 ช่องสัญญาณจะมีการเปลี่ยนแปลงรวดเร็วมากที่สุดเมื่อเปรียบเทียบกับทั้ง 3 กรณี

**6. ตัวถอดรหัสเทอร์โบ:** ประกอบด้วยตัวถอดรหัสย่อยจำนวน 2 ตัว ทำหน้าที่ถอดรหัสแบบวนซ้ำด้วยขั้นตอนวิธี MAP

## 5.2 ผลการทดสอบสมรรถนะ

หัวข้อนี้แบ่งออกเป็น 2 ส่วน คือ แบบช่องสัญญาณมีการเปลี่ยนแปลงระหว่างบล็อกในแต่ละสล็อตเวลาและแบบเฟดดิ้งคล้ายสถิติ สำหรับแบบแรกนั้น ผู้วิจัยแสดงผลทดสอบทั้งหมด 3 กรณีคือ เมื่อ  $B_d T_s$  มีค่าเท่ากับ 0.01 0.05 และ 0.09 ในส่วนของการพิจารณาและวิเคราะห์จะใช้การสังเกตส่วนสำคัญของกราฟ 3 ส่วนหลัก คือ จุดเริ่มเปลี่ยนการลู่เข้า (convergence threshold) เป็นจุดที่เส้นกราฟเริ่มตกลงด้วยความชันที่สุดโดยพิจารณาที่รอบการวนซ้ำที่ลู่เข้าแล้ว กล่าวคือ การวนซ้ำในรอบต่อ ๆ ไปไม่ได้ส่งผลต่อสมรรถนะให้ดีขึ้นมากนัก ความชันของกราฟในช่วง "น้ำตก" (waterfall) และพื้นของความผิดพลาด (error floor)

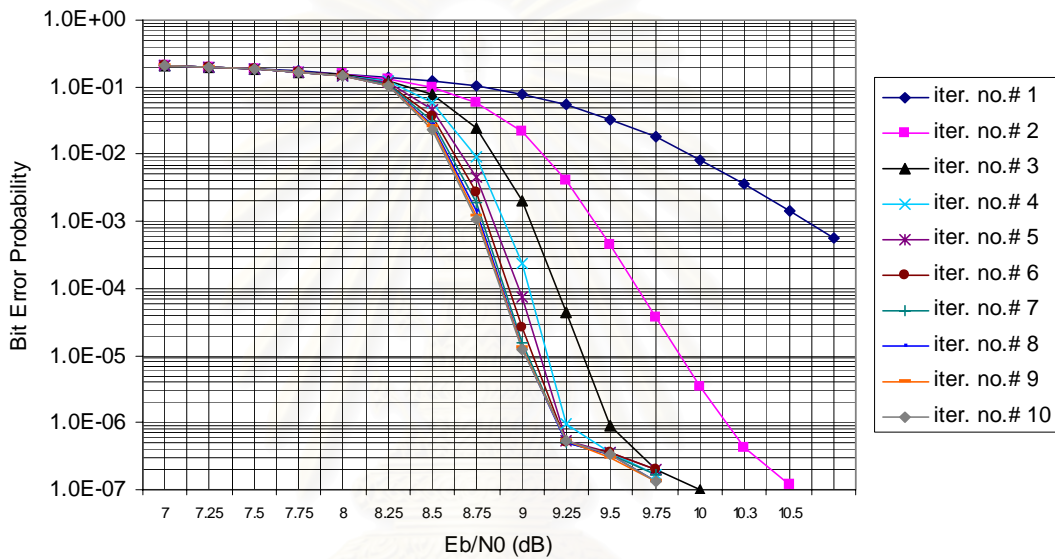
### 5.2.1 แบบช่องสัญญาณมีการเปลี่ยนแปลงระหว่างบล็อกในแต่ละสล็อตเวลา

#### 1. กรณีที่ $B_d T_s$ เท่ากับ 0.01

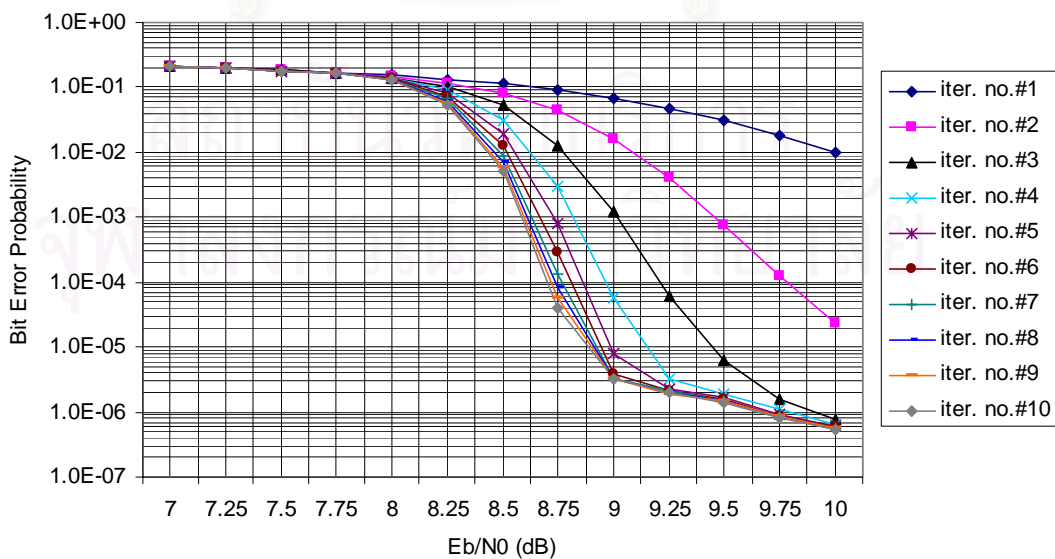
สมรรถนะของระบบการถอดรหัสที่ใช้วิธีการดั้งเดิมและวิธีการที่เสนอสำหรับกรณีที่  $B_d T_s$  เท่ากับ 0.01 ซึ่งเป็นกรณีที่เฟดดิ้งมีอัตราการเปลี่ยนแปลงช้า แสดงอยู่ในรูปที่ 5.1 ถึง 5.4 โดยรูปที่ 5.1 แสดงสมรรถนะของระบบการถอดรหัสที่ใช้วิธีการดั้งเดิม รูปที่ 5.2 แสดงสมรรถนะของระบบการถอดรหัสที่ใช้วิธีการที่ 1 และรูปที่ 5.3 แสดงสมรรถนะของระบบการถอดรหัสที่ใช้วิธีการที่ 2 ส่วนรูปที่ 5.4 แสดงการเปรียบเทียบสมรรถนะของวิธีทั้งหมด พิจารณารูปที่ 5.4 วิธีการที่เสนองทั้งสองวิธีให้สมรรถนะของระบบที่ดีกว่าวิธีการดั้งเดิม โดยทั้งสองวิธีมีสมรรถนะในช่วงก่อนช่วงพื้นของความผิดพลาดที่ใกล้เคียงกันมาก พิจารณาที่ BER เท่ากับ  $3 \times 10^{-5}$  สมรรถนะของระบบดีขึ้นประมาณ 0.19 dB เมื่อพิจารณาจุดเริ่มเปลี่ยนการลู่เข้าของวิธีการดั้งเดิมพบว่า อยู่ที่ประมาณ 8.5 dB ในขณะที่ของวิธีการที่ 1 และวิธีการที่ 2 อยู่ที่ประมาณ 8.25 dB ซึ่งเป็นเครื่องบ่งชี้ถึงสมรรถนะที่ดีกว่าอันหนึ่ง สามารถอธิบายได้ว่า มีสาเหตุเนื่องมาจากวิธีการที่เสนอมีการใช้ข่าวสารได้คุ้มค่ากว่าเนื่องมาจากการใช้ตัวดีมอดูเลตเอพียู พิจารณาความชันของกราฟในช่วง



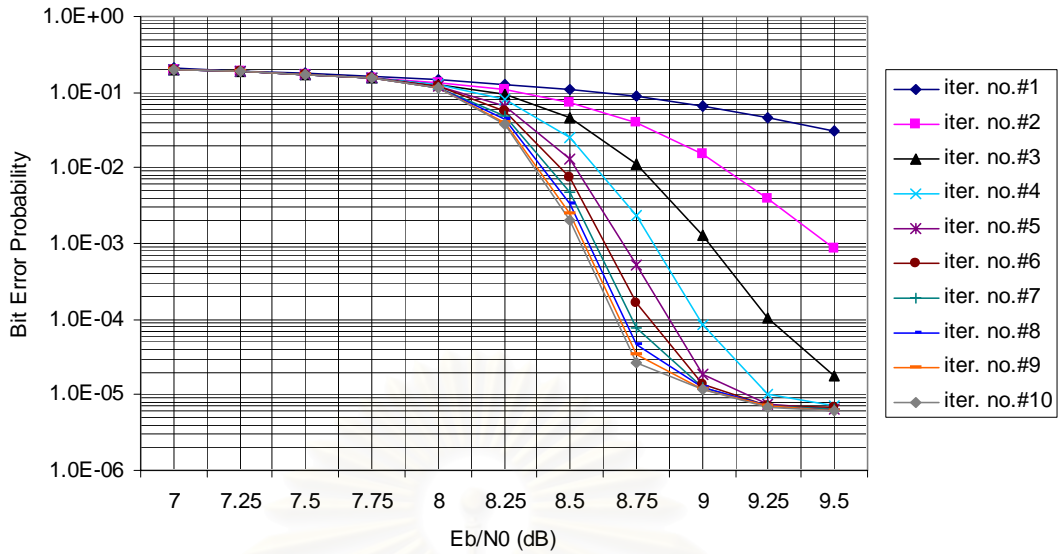
น้ำตกจะเห็นได้ว่า ไม่แตกต่างกันนัก ในขณะที่ประเด็นของพื้นที่ของความผิดพลาด กลับมีข้อสังเกตที่น่าสนใจยิ่งคือ วิธีการที่ 2 ซึ่งมีสมรรถนะในช่วงน้ำตกที่แต่ละค่า BER ดีกว่าตลอดกล่าวคือ มีค่าอัตราขยายการเข้ารหัสดีกว่า กลับมีค่าระดับพื้นที่ของความผิดพลาดสูงกว่าวิธีการที่ 1 และวิธีการดั้งเดิม โดยจุดเริ่มต้นของระดับพื้นที่ของความผิดพลาดของวิธีการที่ 2 อยู่ที่ประมาณ 8.75 dB และ BER เท่ากับ  $2.5 \times 10^{-5}$  ส่วนวิธีการที่ 1 และวิธีการดั้งเดิมอยู่ที่ประมาณ 9 dB และ BER เท่ากับ  $3.5 \times 10^{-6}$  และ อยู่ที่ประมาณ 9.25 dB และ BER เท่ากับ  $5 \times 10^{-7}$  ตามลำดับ ซึ่งเป็นสิ่งบ่งชี้ถึงข้อด้อยของวิธีการที่เสนอ



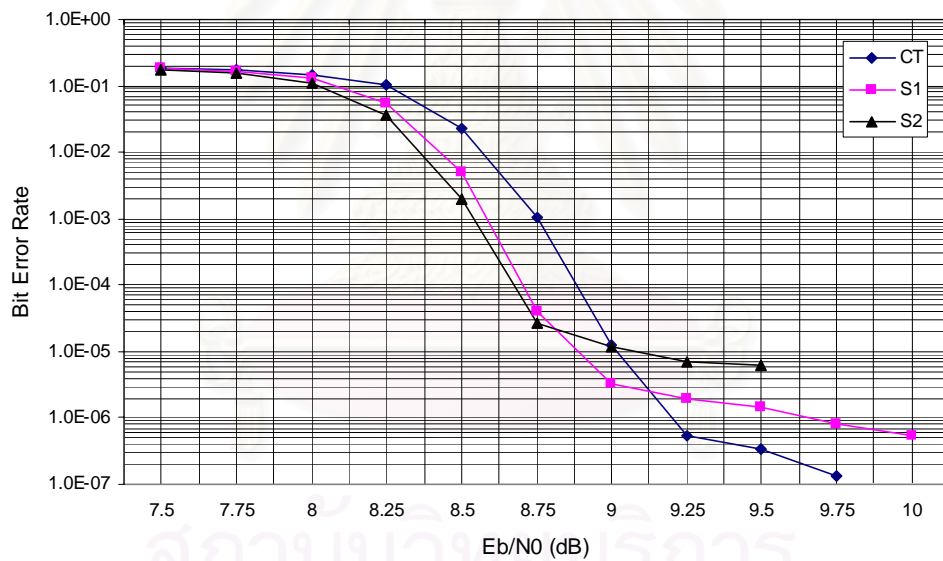
รูปที่ 5.1 สมรรถนะของระบบดั้งเดิมเมื่อ  $B_d T_s$  เท่ากับ 0.01



รูปที่ 5.2 สมรรถนะของวิธีการที่ 1 เมื่อ  $B_d T_s$  เท่ากับ 0.01



รูปที่ 5.3 สมรรถนะของวิธีการที่ 2 เมื่อ  $B_d T_s$  เท่ากับ 0.01

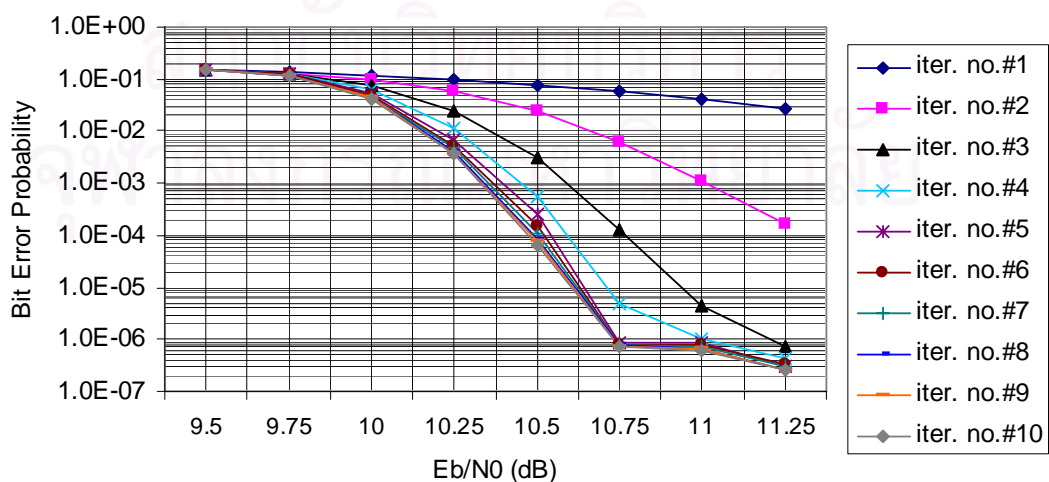


รูปที่ 5.4 การเปรียบเทียบสมรรถนะของระบบดั้งเดิมและระบบที่เสนอเมื่อ  $B_d T_s$  เท่ากับ 0.01 ณรอบการวนซ้ำรอบนอกที่ 10

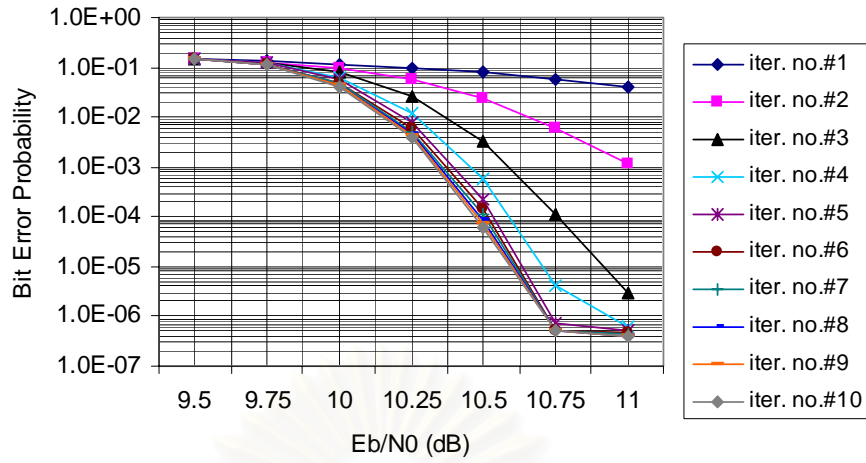
## 2. กรณีที่ $B_d T_s$ เท่ากับ 0.05

สมรรถนะของระบบการถอดรหัสที่ใช้วิธีการดั้งเดิมและวิธีการที่เสนอสำหรับกรณีที่  $B_d T_s$  เท่ากับ 0.05 ซึ่งเป็นกรณีที่เฟดดิ้งมีอัตราการเปลี่ยนแปลงปานกลางเมื่อเทียบกับกรณีอื่น ๆ แสดงอยู่ในรูปที่ 5.5 ถึง 5.8 โดยรูปที่ 5.5 แสดงสมรรถนะของระบบการถอดรหัสที่ใช้วิธีการดั้งเดิม รูปที่ 5.6 แสดงสมรรถนะของระบบการถอดรหัสที่ใช้วิธีการที่ 1 และรูปที่ 5.7 แสดงสมรรถนะของระบบ

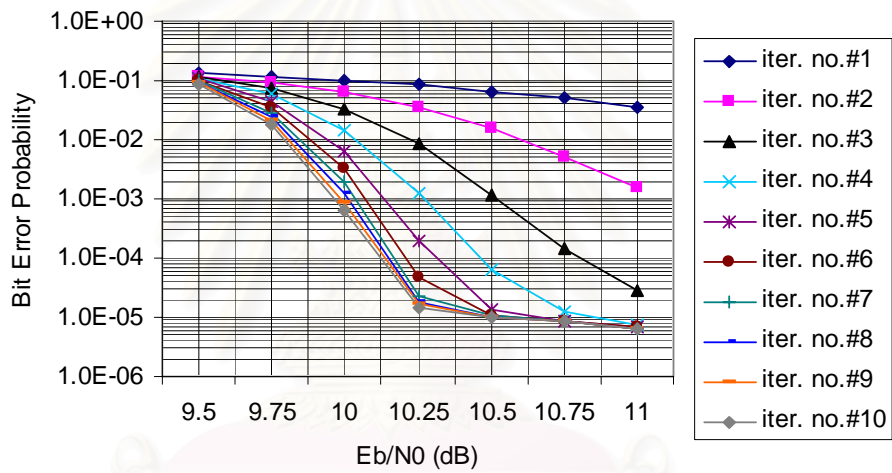
การถอดรหัสที่ใช้วิธีการที่ 2 ส่วนรูปที่ 5.8 แสดงการเปรียบเทียบสมรรถนะของวิธีทั้งหมด พิจารณารูปที่ 5.8 วิธีการที่เสนอทั้งสองวิธีให้สมรรถนะของระบบที่แตกต่างกันโดยวิธีการที่ 2 จะให้สมรรถนะที่ดีกว่าวิธีการดั้งเดิม ในขณะที่วิธีการที่ 1 และวิธีการดั้งเดิมมีสมรรถนะที่เท่ากัน ตลอดช่วงในทุก ๆ ค่ารอบการวนซ้ำ สามารถอธิบายได้ว่า เนื่องจากหน่วยคำนวณค่าเมทริกไม่สามารถคำนวณค่าข่าวสารจากช่องสัญญาณได้ดีพอด้วยเพราะเฟดดิ้งมีการเปลี่ยนแปลงในระดับที่รวดเร็วทำให้มีโอกาสไปรบกวนข่าวสารของบิตข้อมูลและบิตพริตตี้ที่สอดคล้องกันได้ส่งผลให้การถอดรหัสทำได้ยากขึ้น แต่เมื่อใช้การจับบิตจะส่งผลให้บิตที่อยู่ในกิ่งเดียวกันอยู่รวมกัน หากถูกรบกวนน้อยก็จักเป็นกิ่งที่แข็งแกร่งคือ น่าเชื่อถือและช่วยตัวถอดรหัสได้มาก พิจารณาที่ BER เท่ากับ  $1.5 \times 10^{-5}$  สมรรถนะของระบบดีขึ้นประมาณ 0.4 dB เมื่อพิจารณาจุดเริ่มเปลี่ยนการลู่เข้าของวิธีการดั้งเดิมและวิธีการที่ 1 พบว่า อยู่ที่ประมาณ 10.0 dB ในขณะที่ของวิธีการที่ 2 อยู่ที่ประมาณ 9.75 dB ซึ่งเป็นเครื่องบ่งชี้ถึงสมรรถนะที่ดีกว่าอันหนึ่ง สามารถอธิบายได้ว่า มีสาเหตุเนื่องมาจากวิธีการที่ 2 สามารถมีข่าวสารในการถอดรหัสที่เหมาะสมต่อการถอดรหัสแบบวนซ้ำกว่าเนื่องมาจากการจับบิต พิจารณาความชันของกราฟในช่วงน้ำตกจะเห็นได้ว่า ทุก ๆ วิธีมีความชันที่ไม่แตกต่างกันนักโดยวิธีการดั้งเดิมและวิธีการที่ 1 มีความชันกว่าเล็กน้อย ในขณะที่ประเด็นของพื้นของความผิดพลาด กลับมีข้อสังเกตเหมือนกรณีนี้  $B_d T_s$  เท่ากับ 0.01 คือ วิธีการที่ 2 ซึ่งมีสมรรถนะในช่วงน้ำตกดีกว่าตลอด กลับมีค่าระดับพื้นของความผิดพลาดสูงกว่าวิธีการดั้งเดิม และวิธีการที่ 1 เมื่อพิจารณารูปที่ 5.8 จะเห็นว่า จุดเริ่มต้นของระดับพื้นของความผิดพลาดของวิธีการที่ 2 อยู่ที่ประมาณ 10.25 dB และ BER เท่ากับ  $5 \times 10^{-5}$  ส่วนวิธีการที่ 1 และวิธีการดั้งเดิมอยู่ที่ประมาณ 10.75 dB และ BER ประมาณ  $5 \times 10^{-7}$  ซึ่งเป็นสิ่งบ่งชี้ถึงข้อด้อยของวิธีการที่ 2 ว่าไม่สามารถใช้ในงานที่ไม่สามารถยอมรับระดับความผิดพลาดที่สูงกว่า  $10^{-5}$  ได้ แต่สามารถใช้ในงานที่ข้อมูลเป็นเสียงพูด เช่น โทรศัพท์ เป็นต้น ได้



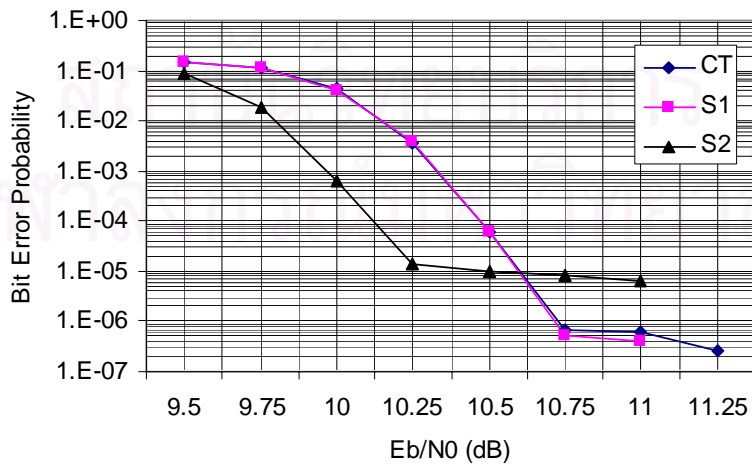
รูปที่ 5.5 สมรรถนะของระบบดั้งเดิมเมื่อ  $B_d T_s$  เท่ากับ 0.05



รูปที่ 5.6 สมรรถนะของวิธีการที่ 1 เมื่อ  $B_d T_s$  เท่ากับ 0.05



รูปที่ 5.7 สมรรถนะของวิธีการที่ 2 เมื่อ  $B_d T_s$  เท่ากับ 0.05



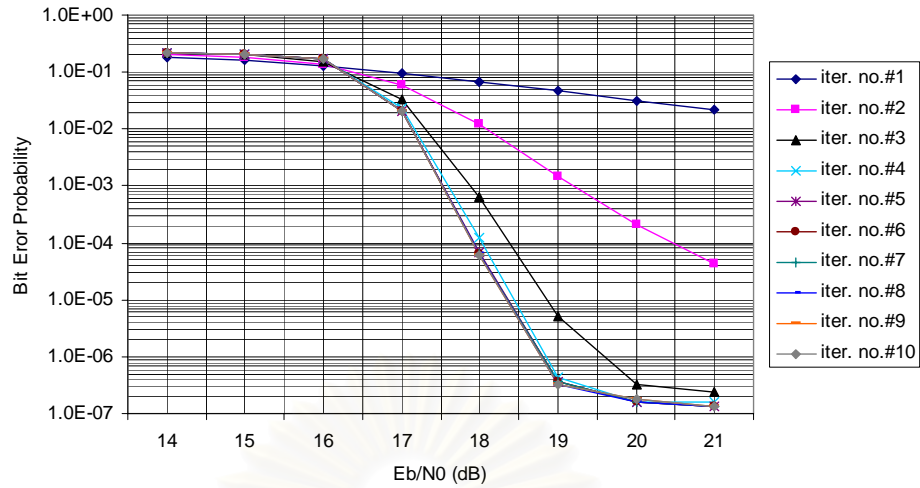
รูปที่ 5.8 การเปรียบเทียบสมรรถนะของระบบดั้งเดิมและระบบที่เสนอเมื่อ  $B_d T_s$  เท่ากับ 0.05 ณ รอบการวนซ้ำรอบนอกที่ 10

### 3. กรณีที่ $B_d T_s$ เท่ากับ 0.09

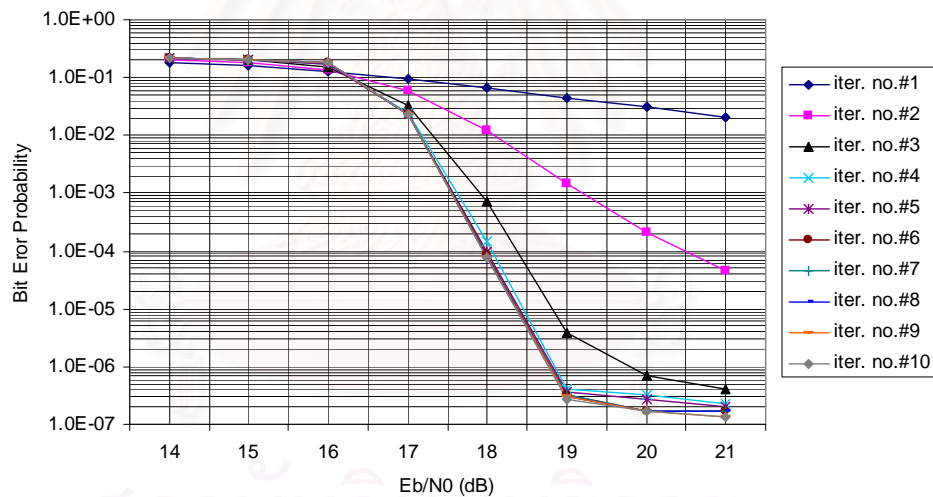
สมรรถนะของระบบการถอดรหัสที่ใช้วิธีการดั้งเดิมและวิธีการที่เสนอสำหรับกรณีที่  $B_d T_s$  เท่ากับ 0.09 ซึ่งเป็นกรณีที่เฟดดิ้งมีอัตราการเปลี่ยนแปลงเร็วมาก เมื่อเทียบกับกรณีอื่น ๆ แสดงอยู่ในรูปที่ 5.9 ถึง 5.12 โดยรูปที่ 5.9 แสดงสมรรถนะของระบบการถอดรหัสที่ใช้วิธีการดั้งเดิม รูปที่ 5.10 แสดงสมรรถนะของระบบการถอดรหัสที่ใช้วิธีการที่ 1 และรูปที่ 5.11 แสดงสมรรถนะของระบบการถอดรหัสที่ใช้วิธีการที่ 2 ส่วนรูปที่ 5.12 แสดงการเปรียบเทียบสมรรถนะของวิธีทั้งหมด พิจารณารูปที่ 5.12 เห็นได้ว่า มีลักษณะคล้ายกรณีที่  $B_d T_s$  เท่ากับ 0.05 กล่าวคือ วิธีการที่เสนอทั้งสองวิธีให้สมรรถนะของระบบที่แตกต่างกันโดยวิธีการที่ 2 จะให้สมรรถนะที่ดีกว่าวิธีการดั้งเดิม ในขณะที่วิธีการที่ 1 และวิธีการดั้งเดิมมีสมรรถนะที่ใกล้เคียงกัน ตลอดช่วงในทุก ๆ ค่ารอบการวนซ้ำ สามารถอธิบายได้ว่า เนื่องจากหน่วยคำนวณค่าเมทริกไม่สามารถคำนวณค่าข่าวสารจากช่องสัญญาณได้ดีพอด้วยเพราะเฟดดิ้งมีการเปลี่ยนแปลงในระดับที่รวดเร็วทำให้มีโอกาสไปรบกวนข่าวสารของบิตข้อมูลและบิตพริตตี้ที่สอดคล้องกันได้ส่งผลให้การถอดรหัสทำได้ยากขึ้น แต่เมื่อใช้การจัดบิตจะส่งผลให้บิตที่อยู่ในกิ่งเดียวกันอยู่รวมกัน หากถูกรบกวนน้อยก็จักเป็นกิ่งที่แข็งแกร่งคือ นำเชื่อถือและช่วยตัวถอดรหัสได้มาก พิจารณาที่ BER เท่ากับ  $1 \times 10^{-5}$  สมรรถนะของระบบดีขึ้นประมาณ 1.3 dB ซึ่งถือว่าสูงมากทีเดียวเมื่อเทียบกับกรณีก่อนหน้านี้ เมื่อพิจารณาจุดเริ่มเปลี่ยนการเข้าสู่ของวิธีการดั้งเดิมและวิธีการที่ 1 พบว่า อยู่ที่ประมาณ 17 dB ในขณะที่ของวิธีการที่ 2 อยู่ที่ประมาณ 16 dB ซึ่งเป็นเครื่องบ่งชี้ว่า วิธีการที่ 2 มีสมรรถนะที่ดีกว่า สามารถอธิบายได้ว่า มีสาเหตุเนื่องมาจากวิธีการที่ 2 สามารถมีข่าวสารในการถอดรหัสที่เหมาะสมต่อการถอดรหัสแบบวนซ้ำกว่าเนื่องมาจากการจัดบิต พิจารณาความชันของกราฟในช่วงน้ำตกจะเห็นว่า วิธีการที่ 2 มีค่าความชันมากกว่าวิธีการดั้งเดิมและวิธีการที่ 1 เล็กน้อย ในขณะที่ประเด็นของพื้นของความผิดพลาด กลับมีข้อสังเกตเหมือนกรณีที่  $B_d T_s$  เท่ากับ 0.05 คือ วิธีการที่ 2 ซึ่งมีสมรรถนะในช่วงน้ำตกดีกว่าตลอด กลับมีค่าระดับพื้นของความผิดพลาดสูงกว่าวิธีการดั้งเดิม และวิธีการที่ 1 เมื่อพิจารณารูปที่ 5.12 จะเห็นว่า จุดเริ่มต้นของระดับพื้นของความผิดพลาดของวิธีการที่ 2 อยู่ที่ประมาณ 17 dB และ BER เท่ากับ  $1 \times 10^{-5}$  ส่วนวิธีการที่ 1 และวิธีการดั้งเดิมอยู่ที่ประมาณ 19 dB และ BER ประมาณ  $2.5 \times 10^{-7}$  ซึ่งเป็นสิ่งบ่งชี้ถึงข้อดีของวิธีการที่ 2

เมื่อพิจารณาทั้ง 3 กรณี เห็นได้ว่า วิธีการที่ 1 ไม่สามารถสู้กับเฟดดิ้งที่มีอัตราการเปลี่ยนแปลงอย่างรวดเร็วได้ในกรณีนี้คือ 0.05 และ 0.09 โดยมีสมรรถนะเท่ากับวิธีการดั้งเดิม ในขณะที่วิธีการที่ 2 ซึ่งใช้การจัดบิตเข้ามาช่วยสามารถทนต่อเฟดดิ้งที่มีอัตราการเปลี่ยนแปลงอย่างรวดเร็วได้โดยมีสมรรถนะที่ดีกว่าวิธีอื่น ๆ ส่วนประเด็นของระดับพื้นของความผิดพลาดสาเหตุที่วิธีการที่ 1 มีระดับสูงกว่าวิธีการดั้งเดิมเนื่องจากผลกระทบจากข่าวสารช่องสัญญาณ โดยที่ในที่นี้ได้ใช้การประมาณข่าวสารช่องสัญญาณในการคำนวณค่า  $\gamma_k(X_{k-1}, X_k)$  ส่วนวิธีการที่ 2





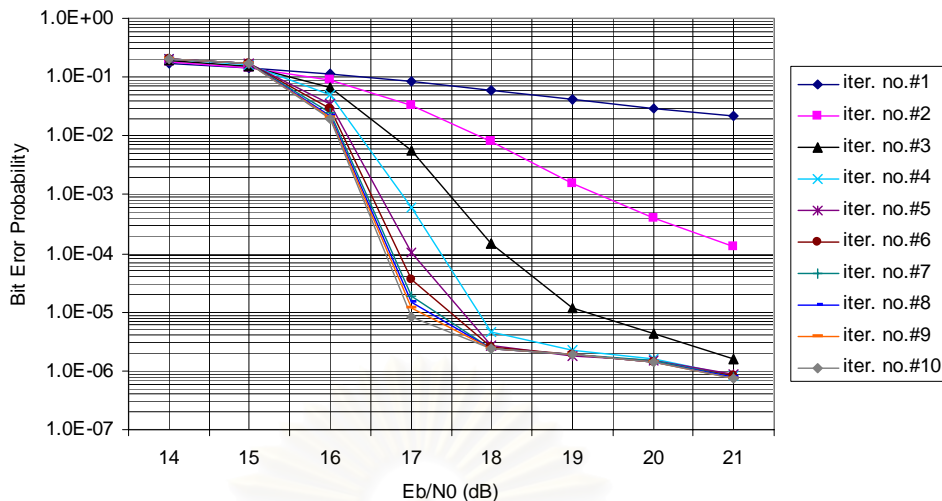
รูปที่ 5.9 สมรรถนะของระบบดั้งเดิมเมื่อ  $B_d T_s$  เท่ากับ 0.09



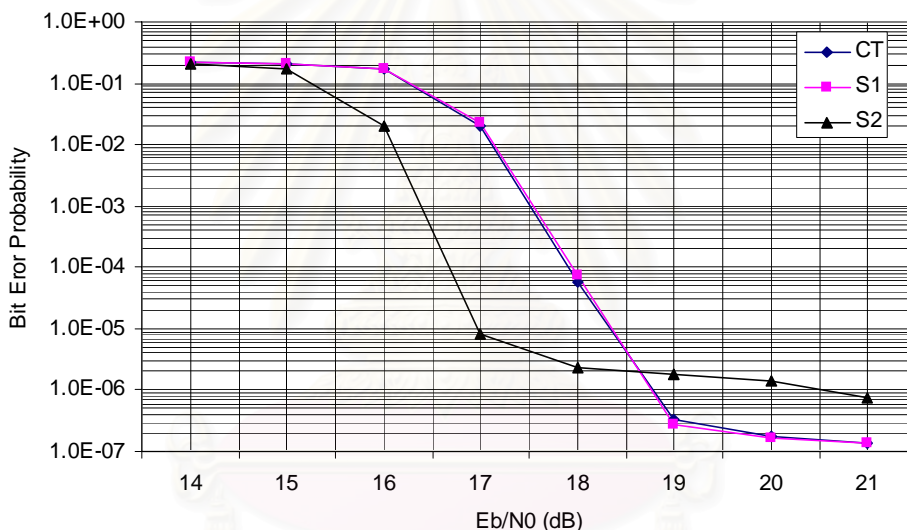
รูปที่ 5.10 สมรรถนะของวิธีการที่ 1 เมื่อ  $B_d T_s$  เท่ากับ 0.09

มีระดับสูงกว่าวิธีการที่ 1 ทั้งที่ใช้การประมาณข่าวสารของสัญญาณเหมือนกัน เนื่องจากการใช้ตัวสลับลำดับ  $\Omega$  ซึ่งมีลักษณะที่ค้ำึงถึงเงื่อนไขหลายเงื่อนไขจึงไม่ทำให้การกระจายของข้อมูลดีพอสสำหรับการแลกเปลี่ยนข่าวสารเหมือนกรณีวิธีการดั้งเดิม





รูปที่ 5.11 สมรรถนะของวิธีการที่ 2 เมื่อ  $B_d T_s$  เท่ากับ 0.09



รูปที่ 5.12 การเปรียบเทียบสมรรถนะของระบบดั้งเดิมและระบบที่เสนอเมื่อ  $B_d T_s$  เท่ากับ 0.09 ณ รอบการวนซ้ำรอบนอกที่ 10

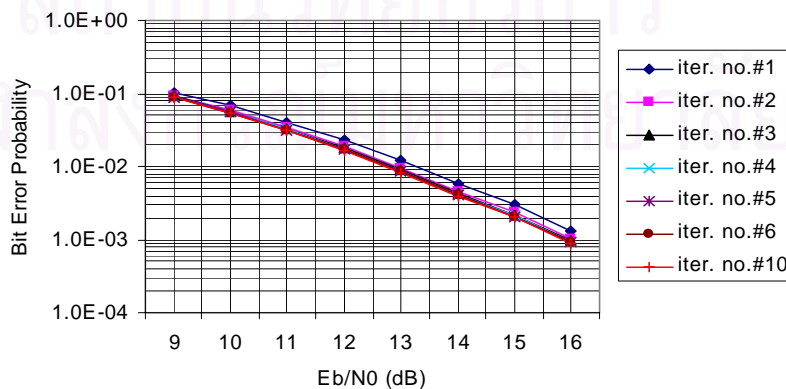
### 5.2.2 แบบเฟตติงคล้ายสถิติ

ในช่วงแรกของการศึกษาและวิจัยทางด้านปริภูมิ-เวลา นักวิจัยเลือกใช้ช่องสัญญาณแบบคล้ายสถิติอันเนื่องมาจากเหตุผลที่ว่า เป็นแบบจำลองที่ง่ายแก่การวิเคราะห์ด้วยสมการทางคณิตศาสตร์ แม้ว่าในทางปฏิบัติแล้วแบบจำลองชนิดนี้เหมาะสมเพียงบางสถานการณ์ที่จำกัดมาก ๆ เนื่องจากลักษณะจำกัดของช่องสัญญาณที่ค่าเฟตติงมีค่าคงที่ตลอดช่วงเฟรมของข้อมูล

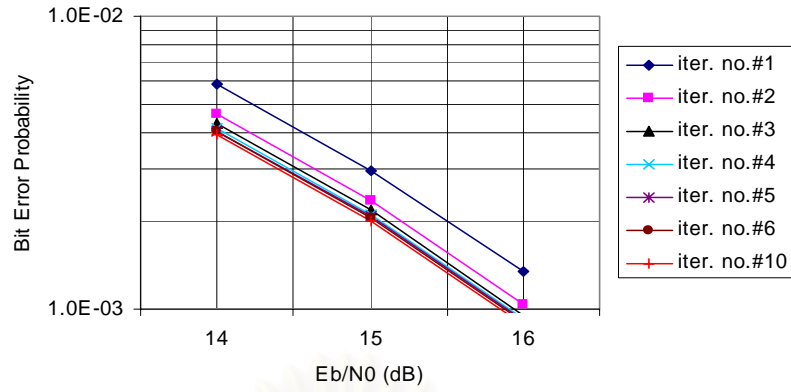
อย่างไรก็ตามด้วยลักษณะเฉพาะดังกล่าว กลับทำให้มีความน่าสนใจในการศึกษาผลกระทบต่อการถอดรหัสให้ปรากฏชัดเจน จึงได้เลือกศึกษาสมรรถนะของระบบภายใต้ช่องสัญญาณแบบนี้

โดยรูปที่ 5.13 แสดงสมรรถนะของระบบการถอดรหัสที่ใช้วิธีการดั้งเดิม รูปที่ 5.14 แสดงสมรรถนะของระบบการถอดรหัสที่ใช้วิธีการที่ 1 และรูปที่ 5.15 แสดงสมรรถนะของระบบการถอดรหัสที่ใช้วิธีการที่ 2 ส่วนรูปที่ 5.16 แสดงการเปรียบเทียบสมรรถนะของวิธีทั้งหมด พิจารณารูปที่ 5.13 (ข) 5.14 (ข) และ 5.15 (ข) ซึ่งเป็นกราฟที่ได้รับการขยายเพื่อพิจารณาสมรรถนะที่เพิ่มขึ้นเมื่อเพิ่มรอบการวนซ้ำ ในแง่ของรอบการวนซ้ำเห็นได้ว่า ทุก ๆ วิธีการนั้นแทบไม่มีการปรับปรุงสมรรถนะเลยเมื่อเพิ่มจำนวนรอบการวนซ้ำ จากผลลัพธ์ดังกล่าวนี้ พอที่จะอนุมานได้ว่าการแลกเปลี่ยนข่าวสารระหว่างตัวถอดรหัสของตัวเข้ารหัสดีฟเฟอเรนเชียลกับตัวถอดรหัสของตัวเข้ารหัสเทอร์โบมิได้มีศักยภาพเพียงพออันน่าจะมาจากสาเหตุที่ว่า ขั้นตอนวิธี MAP ที่ตัวถอดรหัสย่อยทุกตัวใช้นั้นไม่สามารถใช้ประโยชน์จากข่าวสารของสัญญาณแบบคล้ายสถิติดังกล่าวได้ เมื่อเทียบกับแบบช่องสัญญาณมีการเปลี่ยนแปลงระหว่างบล็อกในแต่ละสล็อตเวลาดังกรณีข้างต้น ด้วยเหตุที่ค่าเปิดดิ่งมีค่าคงที่ตลอดช่วงเฟรมของข้อมูลของการถอดรหัสนั่นเอง ทำให้ข่าวสารของส่วนย่อยของเทรลลิสแต่ละส่วนไม่สามารถช่วยเหลือกันและกันได้ และกระทั่งการถอดรหัสของตัวเองยังมีปัญหา จึงไม่สามารถช่วยตัวถอดรหัสย่อยอีกตัวหนึ่งได้ด้วย เป็นเหตุให้การวนซ้ำไม่สามารถเพิ่มสมรรถนะได้

พิจารณารูปที่ 5.16 เป็นการเปรียบเทียบสมรรถนะของระบบดั้งเดิมและระบบที่เสนอโดยเลือกพิจารณาที่รอบการวนซ้ำรอบนอกที่ 3 เนื่องจากเป็นรอบที่การวนซ้ำได้ลู่เข้าแล้ว จะเห็นได้โดยชัดเจนว่า สมรรถนะของระบบที่ใช้วิธีการดั้งเดิมและวิธีการที่ 1 มีค่าใกล้เคียงกัน โดยวิธีการที่ 2 มีสมรรถนะดีกว่าวิธีการดั้งเดิมและวิธีการที่ 1 ประมาณ 0.16 dB ซึ่งอาจพิจารณาได้ว่าไม่มากเท่าใดนัก

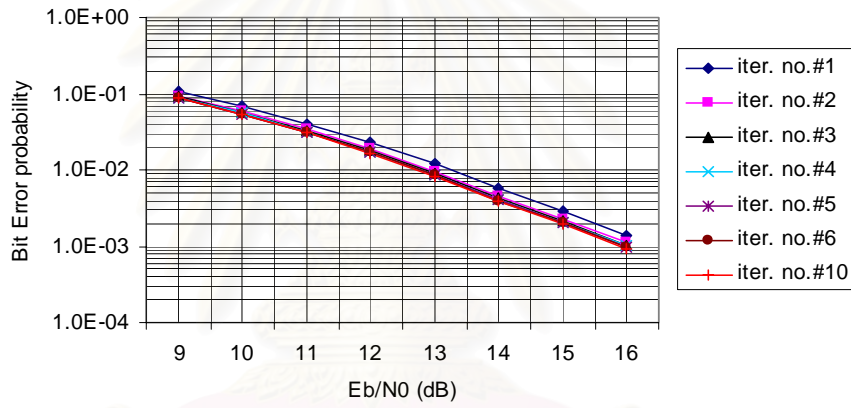


(ก) พิจารณาในช่วงกว้าง

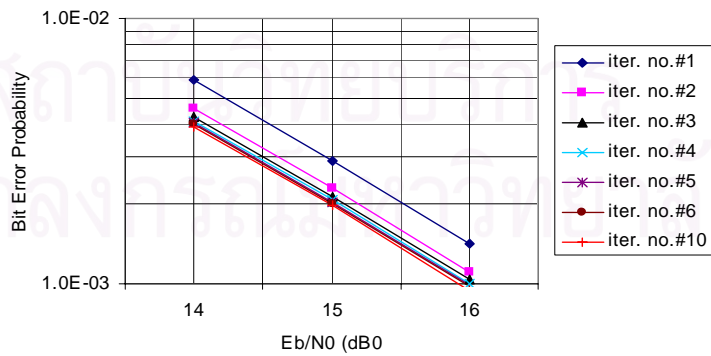


(ข) พิจารณาโดยละเอียด

รูปที่ 5.13 สมรรถนะของระบบดั้งเดิมเมื่อช่องสัญญาณเป็นแบบค้ำยสถิติ โดยที่ (ก) พิจารณาในช่วงกว้าง และ (ข) พิจารณาโดยละเอียด

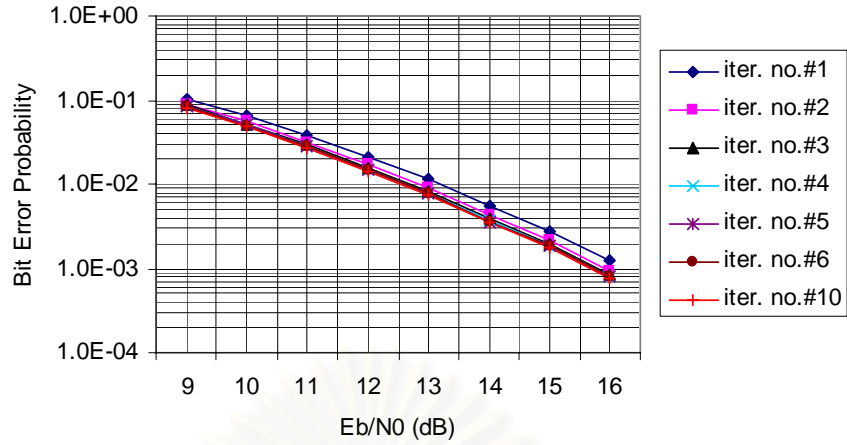


(ก) พิจารณาในช่วงกว้าง

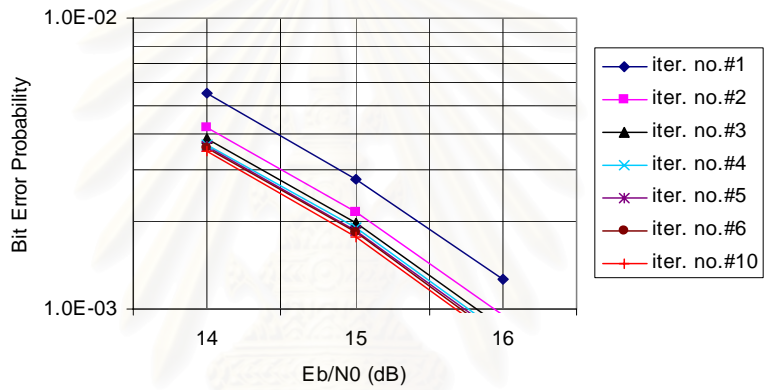


(ข) พิจารณาโดยละเอียด

รูปที่ 5.14 สมรรถนะของวิธีการที่ 1 เมื่อช่องสัญญาณเป็นแบบค้ำยสถิติ โดยที่ (ก) พิจารณาในช่วงกว้าง และ (ข) พิจารณาโดยละเอียด

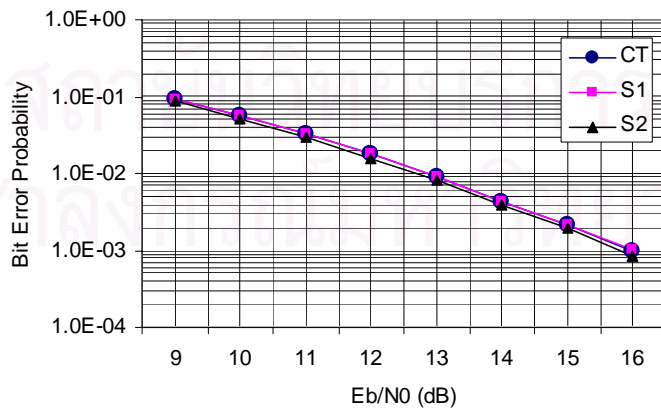


(ก) พิจารณาในช่วงกว้าง

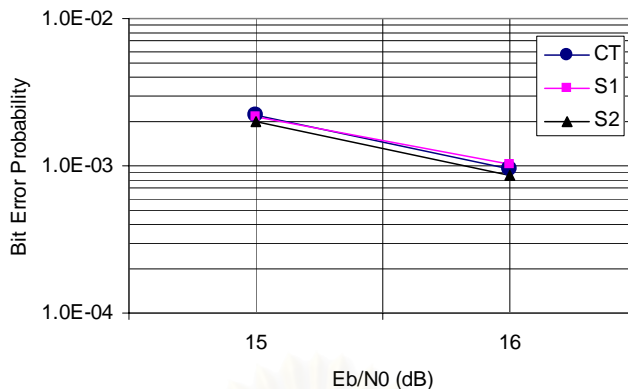


(ข) พิจารณาโดยละเอียด

รูปที่ 5.15 สมรรถนะของวิธีการที่ 2 เมื่อช่องสัญญาณเป็นแบบค้ำยสถิติ โดยที่ (ก) พิจารณาในช่วงกว้าง และ (ข) พิจารณาโดยละเอียด



(ก) พิจารณาในช่วงกว้าง



(ข) พิจารณาโดยละเอียด

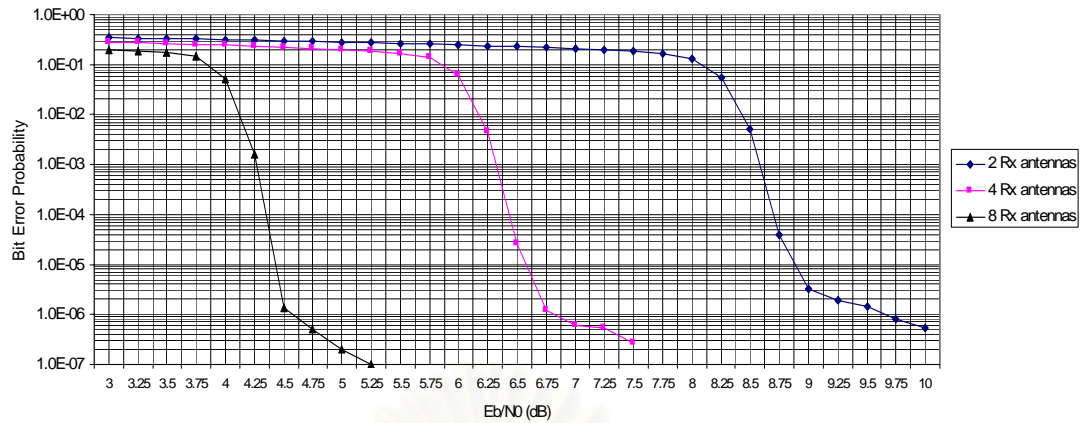
**รูปที่ 5.16** การเปรียบเทียบสมรรถนะของระบบดั้งเดิมและระบบที่เสนอเมื่อช่องสัญญาณเป็นแบบคล้ายสถิติ ณ รอบการวนซ้ำรอบนอกที่ 3 โดยที่ (ก) พิจารณาในช่วงกว้าง และ (ข) พิจารณาโดยละเอียด

### 5.3 ผลการทดสอบผลกระทบจากการเปลี่ยนค่าพารามิเตอร์

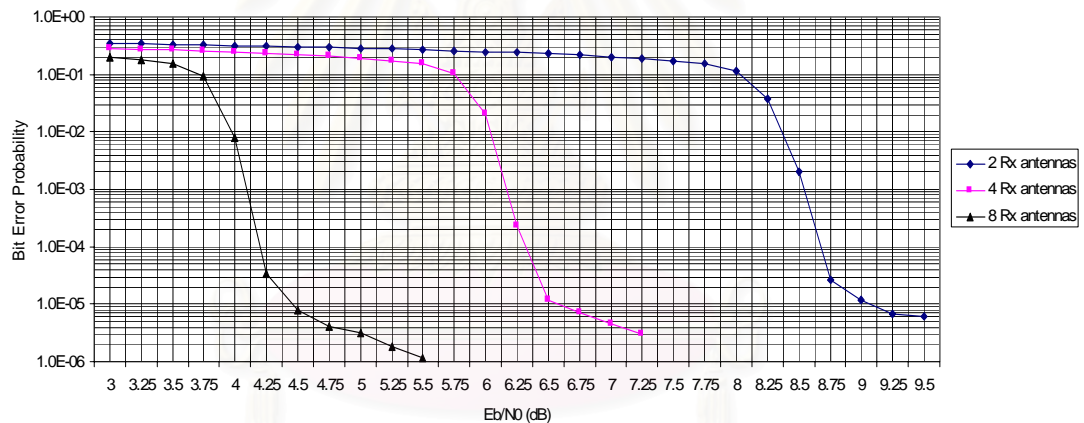
เนื่องจากสมรรถนะของระบบการถอดรหัสขึ้นกับค่าพารามิเตอร์ของระบบเป็นอย่างมาก หัวข้อนี้จึงแสดงให้เห็นถึงผลกระทบจากการเปลี่ยนค่าพารามิเตอร์ต่าง ๆ ได้แก่ จำนวนสายอากาศรับ ขนาดของบล็อกข้อมูล จำนวนรอบในการถอดรหัสแบบวนซ้ำ จำนวนขนาดของหน่วยความจำของซีพรีจิสเตอร์ และชนิดของตัวเข้ารหัสย่อยของตัวเข้ารหัสเทอร์โบ

#### 5.3.1 ผลของจำนวนสายอากาศรับที่มีต่อสมรรถนะของระบบถอดรหัส

เมื่อเพิ่มจำนวนสายอากาศรับ ส่งผลให้ระบบถอดรหัสของภาครับที่เสนอ จะมีสมรรถนะดีขึ้น อันเนื่องมาจากจำนวนเส้นทางที่เพิ่มมากขึ้น หมายความว่า มีเฟดดิ้งจำนวนมากขึ้นซึ่งจะส่งผลให้การคำนวณข่าวสารของสัญญาณสามารถใช้ประโยชน์จากเฟดดิ้งจำนวนมากนี้ได้ นอกจากนี้ค่ากำลังส่งก็ได้ลดลงตามการเพิ่มขึ้นของจำนวนสายอากาศรับเหมือนเช่นสายอากาศส่ง ทำให้การเพิ่มดังกล่าวช่วยเพิ่มสมรรถนะได้ดีกว่าการเพิ่มสายอากาศส่ง เมื่อการคำนวณข่าวสารของสัญญาณทำได้ดีขึ้นจะช่วยส่งผลให้จุดเริ่มเปลี่ยนการลู่ออกเริ่มได้ที่ค่า  $E_b/N_0$  ค่าต่ำลง พิจารณารูปที่ 5.17 และ 5.18 แสดงการเปรียบเทียบสมรรถนะของวิธีการที่ 1 และ 2 ตามลำดับเมื่อจำนวนสายอากาศรับต่างกันคือ 2 4 และ 8



รูปที่ 5.17 การเปรียบเทียบสมรรถนะของวิธีการที่ 1 เมื่อจำนวนสายอากาศรับต่างกัน พิจารณากรณีที่  $B_d T_s$  เท่ากับ 0.01 ณ รอบการวนซ้ำรอบนอกที่ 10



รูปที่ 5.18 การเปรียบเทียบสมรรถนะของวิธีการที่ 2 เมื่อจำนวนสายอากาศรับต่างกัน พิจารณากรณีที่  $B_d T_s$  เท่ากับ 0.01 ณ รอบการวนซ้ำรอบนอกที่ 10

พิจารณารูปที่ 5.17 ของกรณีวิธีการที่ 1 จุดเริ่มเปลี่ยนการลู่เข้าเริ่มได้ที่ค่า  $E_b/N_0$  เท่ากับ 4 dB 6 dB และ 8 dB เมื่อใช้จำนวนสายอากาศรับ  $N = 8$   $N = 4$  และ  $N = 2$  ตามลำดับ จะเห็นว่า เมื่อเพิ่มสายอากาศรับเป็นจำนวนสองเท่าจากเดิมจะได้ค่าจุดเริ่มเปลี่ยนการลู่เข้าต่ำลงครึ่งละประมาณ 2 dB อาจกล่าวได้ว่า การลดลงของค่า  $E_b/N_0$  ของจุดเริ่มเปลี่ยนการลู่เข้าเป็นสัดส่วนโดยตรงกับจำนวนสายอากาศรับ ในส่วนของกราฟบริเวณน้ำตก พิจารณาตารางที่ 5.1 สามารถอธิบายได้ว่า เมื่อเพิ่มสายอากาศรับจะส่งผลต่อความชันในช่วงนี้ให้เพิ่มขึ้นเล็กน้อย



**ตารางที่ 5.1** ค่า  $E_b/N_0$  โดยประมาณที่ค่า BER เท่ากับ  $10^{-3}$  และ  $10^{-5}$  กรณีการเปรียบเทียบสมรรถนะของวิธีการที่ 1 เมื่อจำนวนสายอากาศรับต่างกัน พิจารณากรณีที่  $B_d T_s$  เท่ากับ 0.01  
ณ รอบการวนซ้ำรอบนอกที่ 10

BER \ N	8	4	2
$10^{-3}$	4.25	6.3	8.5
$10^{-5}$	4.4	6.6	8.9

**ตารางที่ 5.2** ค่า  $E_b/N_0$  โดยประมาณที่ค่า BER เท่ากับ  $10^{-3}$  และ  $10^{-4}$  กรณีการเปรียบเทียบสมรรถนะของวิธีการที่ 2 เมื่อจำนวนสายอากาศรับต่างกัน พิจารณากรณีที่  $B_d T_s$  เท่ากับ 0.01  
ณ รอบการวนซ้ำรอบนอกที่ 10

BER \ N	8	4	2
$10^{-3}$	4.1	6.2	8.6
$10^{-4}$	4.2	6.3	8.7

สำหรับผลต่อระดับพื้นของความผิดพลาด สังเกตได้ว่า เมื่อเพิ่มจำนวนสายอากาศรับจะช่วยลดระดับพื้นของความผิดพลาดด้วย โดยกรณี  $N = 2$  เริ่มเข้าสู่ระดับพื้นของความผิดพลาดที่ BER ประมาณ  $6 \times 10^{-6}$  กรณี  $N = 4$  และ  $N = 8$  อยู่ที่ BER ประมาณ  $1 \times 10^{-6}$  แต่กรณี  $N = 8$  มีความชันของช่วงระดับพื้นของความผิดพลาดช่วงต้นนี้มากกว่ากรณี  $N = 4$  อย่างเห็นได้ชัด

พิจารณารูปที่ 5.18 ของกรณีวิธีการที่ 2 จุดเริ่มเปลี่ยนการสูญเสียเริ่มได้ที่ค่า  $E_b/N_0$  เท่ากับ 4 dB 6 dB และ 8.25 dB เมื่อใช้จำนวนสายอากาศรับ  $N = 8$   $N = 4$  และ  $N = 2$  ตามลำดับ จะเห็นว่า เมื่อเพิ่มสายอากาศรับเป็นจำนวนสองเท่าจากเดิมจะได้ค่าจุดเริ่มเปลี่ยนการสูญเสียต่ำลงครึ่งละประมาณ 2 dB ในส่วนของกราฟบริเวณน้ำตก พิจารณาตารางที่ 5.2 เห็นได้ว่า เมื่อเพิ่มสายอากาศรับจะส่งผลต่อความชันในช่วงนี้ให้เพิ่มขึ้น

สำหรับผลต่อระดับพื้นของความผิดพลาด สังเกตได้ว่า เมื่อเพิ่มจำนวนสายอากาศรับจะช่วยลดระดับพื้นของความผิดพลาดด้วย โดยกรณี  $N = 2$  เริ่มเข้าสู่ระดับพื้นของความผิดพลาดที่ BER ประมาณ  $2.5 \times 10^{-5}$  กรณี  $N = 4$  อยู่ที่ BER ประมาณ  $1.5 \times 10^{-5}$  และกรณี  $N = 8$  อยู่ที่ BER ประมาณ  $8 \times 10^{-6}$  โดยเมื่อใช้สายอากาศรับจำนวนมากกว่าจะมีความชันของช่วงระดับพื้นของความผิดพลาดช่วงต้นนี้มากกว่ากรณีอื่น ๆ อย่างเห็นได้ชัดเหมือนวิธีการที่ 1

### 5.3.2 ผลของจำนวนรอบในการถอดรหัสแบบวนซ้ำที่มีต่อสมรรถนะของระบบถอดรหัส

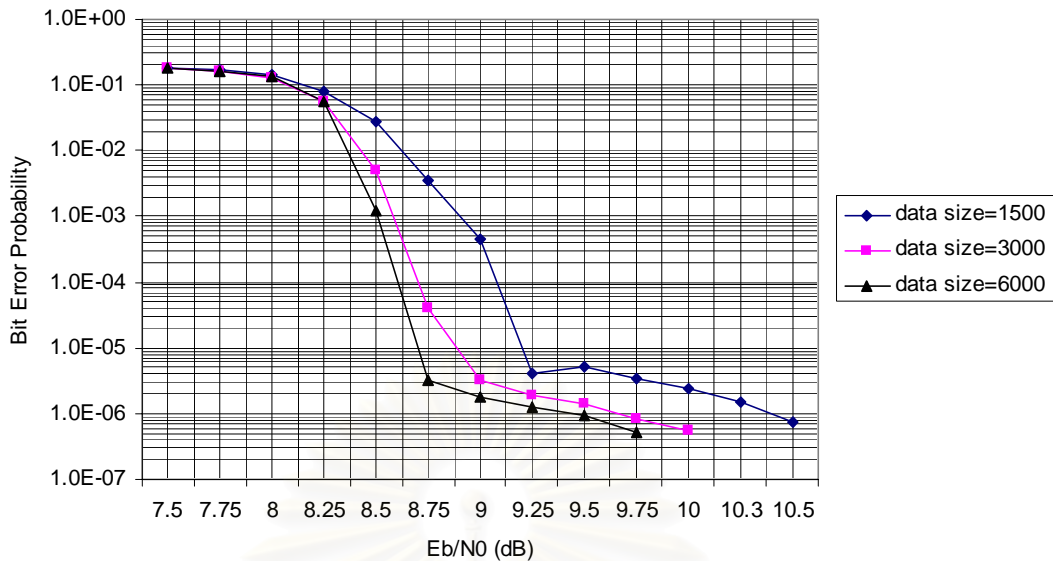
พิจารณารูปที่ 5.2 5.6 และ 5.10 สำหรับวิธีการที่ 1 และรูปที่ 5.3 5.7 และ 5.11 สำหรับวิธีการที่ 2 สังเกตได้ว่า มีลักษณะเป็นไปตามกราฟสมรรถนะทั่ว ๆ ไปของระบบการถอดรหัสวนซ้ำคือ เมื่อเพิ่มรอบการวนซ้ำ จะให้สมรรถนะที่สูงขึ้น แต่ที่น่าสนใจคือ รอบของการลู่เข้าของการถอดรหัส (convergence of decoding) เมื่อพิจารณาวิธีการที่ 1 กรณีที่  $B_d T_s$  เท่ากับ 0.01 กรณีที่  $B_d T_s$  เท่ากับ 0.05 และกรณีที่  $B_d T_s$  เท่ากับ 0.09 รอบของการลู่เข้าของการถอดรหัส คือ 6 5 และ 4 ตามลำดับ เมื่อพิจารณาวิธีการที่ 2 กรณีที่  $B_d T_s$  เท่ากับ 0.01 กรณีที่  $B_d T_s$  เท่ากับ 0.05 และกรณีที่  $B_d T_s$  เท่ากับ 0.09 รอบที่ลู่เข้าคือ 7, 7 และ 7 ตามลำดับ เห็นได้ชัดว่า การลู่เข้าของการถอดรหัสของวิธีการที่ 1 ลดลงเรื่อย ๆ เมื่อ  $B_d T_s$  มีค่าเพิ่มขึ้น เหตุที่เป็นเช่นนี้เพราะว่า วิธีการที่ 1 แยกบิตที่อยู่ในกิ่งสาขาเดียวกันออกจากกันทำให้ เมื่อเฟดดิ้งมีการเปลี่ยนแปลงเร็วขึ้น ข่าวสารช่องสัญญาณที่ได้ของบิตที่แยกกันนี้ยังมีความน่าเชื่อถือน้อยลง จึงไม่สามารถทนต่อเฟดดิ้งได้ ผิดกับกรณีวิธีการที่ 2 ซึ่งจัดข่าวสารอย่างเหมาะสม โดยรวมบิตที่อยู่ในกิ่งสาขาเดียวกันไว้ด้วยกันทำให้ข่าวสารช่องสัญญาณมีความน่าเชื่อถือกว่า ดังนั้นแม้ว่าเฟดดิ้งมีการเปลี่ยนแปลงเร็วขึ้น การถอดรหัสก็ยังคงดำเนินการปรับค่าความน่าจะเป็นหลังของบิตข้อมูลได้หลายรอบ ด้วยข่าวสารที่มีอยู่มีความน่าเชื่อถือกว่า

### 5.3.3 ผลของขนาดของบล็อกข้อมูลที่มีต่อสมรรถนะของระบบถอดรหัส

ขนาดบล็อกของข้อมูลเป็นอีกพารามิเตอร์ที่สำคัญ เนื่องจากเมื่อเพิ่มขนาดของบล็อกข้อมูล ระบบการถอดรหัสจะมีสมรรถนะสูงขึ้น แต่อย่างไรก็ตามการใช้งานบางอย่างกลับไม่สามารถใช้ขนาดบล็อกของข้อมูลสูง ๆ ได้ เช่น การส่งเสียงพูด (speech transmission) เป็นต้น หัวข้อนี้จึงแสดงผลการทดสอบการเปรียบเทียบสมรรถนะของวิธีการที่ 1 และ 2 เมื่อขนาดของบล็อกข้อมูลต่างกันคือ 1500 3000 และ 6000 บิต โดยพิจารณากรณีที่  $B_d T_s$  เท่ากับ 0.01 ณ รอบการวนซ้ำรอบนอกที่ 10 ดังรูปที่ 5.19 และ 5.20

พิจารณารูปที่ 5.19 ซึ่งแสดงสมรรถนะของวิธีการที่ 1 สังเกตที่ BER เท่ากับ  $1 \times 10^{-5}$  สมรรถนะของกรณี 3000 บิต ดีขึ้นกว่ากรณี 1500 บิต ประมาณ 0.33 dB และสมรรถนะของกรณี 6000 บิต ดีขึ้นกว่ากรณี 3000 บิต ประมาณ 0.17 dB เมื่อพิจารณาจุดเริ่มเปลี่ยนการลู่เข้า จะได้ว่า กรณี 1500 บิต อยู่ที่ประมาณ 8.5 dB ในขณะที่ของกรณี 3000 บิต และกรณี 6000 บิต อยู่ที่ประมาณ 8.25 dB

พิจารณาความชันของกราฟในช่วงน้ำตกจะเห็นได้ว่า เมื่อเพิ่มขนาดของบล็อกข้อมูลส่งผลให้ความชันของกราฟในช่วงนี้เพิ่มขึ้น ในขณะที่ประเด็นของพื้นของความผิดพลาด พบว่า ลดลง

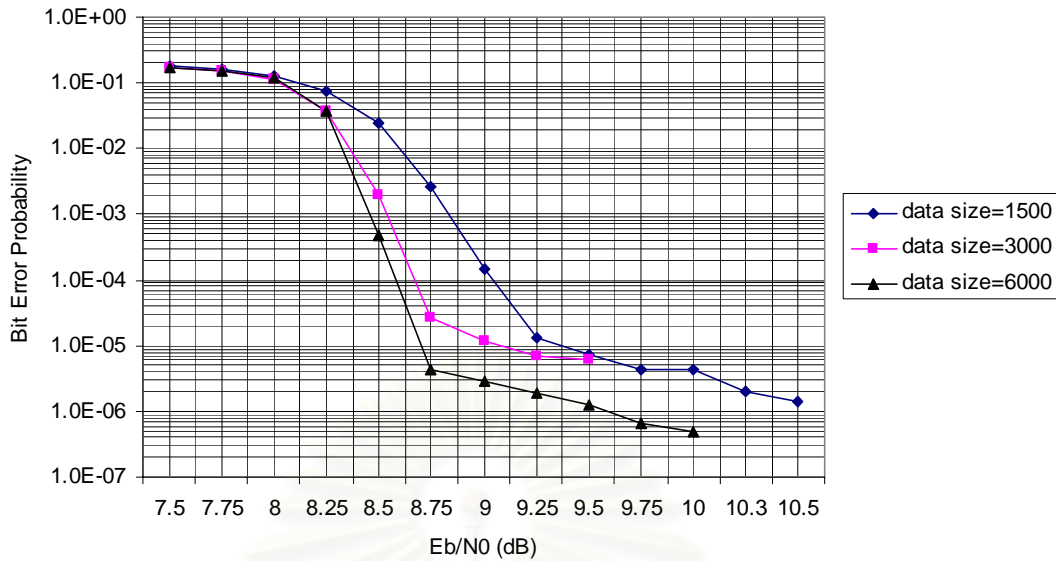


**รูปที่ 5.19** การเปรียบเทียบสมรรถนะของวิธีการที่ 1 เมื่อขนาดของบล็อกข้อมูลต่างกัน พิจารณากรณีที่  $B_d T_s$  เท่ากับ 0.01 ณ รอบการวนซ้ำรอบนอกที่ 10

ตามการเพิ่มขนาดของบล็อกข้อมูลด้วยความชันใกล้เคียงกัน โดยที่กรณี 1500 บิต เริ่มเข้าสู่พื้นของความผิดพลาดที่  $4 \times 10^{-6}$  ส่วนกรณี 3000 บิต เริ่มเข้าสู่พื้นของความผิดพลาดที่  $3.5 \times 10^{-6}$  ในขณะที่กรณี 6000 บิต เริ่มเข้าสู่พื้นของความผิดพลาดที่  $3 \times 10^{-6}$

พิจารณารูปที่ 5.20 กรณีของวิธีการที่ 2 ที่ BER เท่ากับ  $1 \times 10^{-4}$  สมรรถนะของกรณี 3000 บิต ดีขึ้นกว่ากรณี 1500 บิต ประมาณ 0.38 dB และสมรรถนะของกรณี 6000 บิต ดีขึ้นกว่ากรณี 3000 บิต ประมาณ 0.1 dB เมื่อพิจารณาจุดเริ่มเปลี่ยนการลู่ออก จะได้ว่า กรณี 1500 บิต อยู่ที่ประมาณ 8.5 dB ในขณะที่ของกรณี 3000 บิต และกรณี 6000 บิต อยู่ที่ประมาณ 8.25 dB

พิจารณาความชันของกราฟในช่วงน้ำตกจะเห็นได้ว่า เมื่อเพิ่มขนาดของบล็อกข้อมูลส่งผลให้ความชันของกราฟในช่วงนี้เพิ่มขึ้น ในขณะที่ประเด็นของพื้นของความผิดพลาด พบว่า ลดลงตามการเพิ่มขนาดของบล็อกข้อมูล แต่มีข้อสังเกตว่า กราฟของกรณี 3000 บิต กลับเกิดพื้นของความผิดพลาดก่อนกรณี 1500 บิต กล่าวคือ กรณี 1500 บิต เริ่มเข้าสู่พื้นของความผิดพลาดที่  $1.5 \times 10^{-5}$  ส่วนกรณี 3000 บิต เริ่มเข้าสู่พื้นของความผิดพลาดที่  $3 \times 10^{-5}$  ในขณะที่กรณี 6000 บิต เริ่มเข้าสู่พื้นของความผิดพลาดที่  $4 \times 10^{-6}$



รูปที่ 5.20 การเปรียบเทียบสมรรถนะของวิธีการที่ 2 เมื่อขนาดของบล็อกข้อมูลต่างกัน พิจารณากรณีที่  $B_d T_s$  เท่ากับ 0.01 ณ รอบการวนซ้ำรอบนอกที่ 10

### 5.3.4 ผลของขนาดของหน่วยความจำของชิพตรีจิสเตอร์ที่มีต่อสมรรถนะของระบบถอดรหัส

พารามิเตอร์ที่ใช้ศึกษาผลกระทบในหัวข้อนี้คือ ขนาดของหน่วยความจำของชิพตรีจิสเตอร์ ด้วยเหตุที่การใช้งานชิพตรีจิสเตอร์ที่มีขนาดของหน่วยความจำมากกว่า อันหมายความว่าจำนวนของสถานะของตัวเข้ารหัสย่อยมากกว่า น่าจะส่งผลให้ได้สมรรถนะที่สูงกว่า ในหัวข้อนี้เลือกใช้ตัวเข้ารหัส RSC (5,7)<sub>8</sub> ซึ่งมีขนาดหน่วยความจำเท่ากับ 2 และตัวเข้ารหัส RSC (21,37)<sub>8</sub> ซึ่งมีขนาดหน่วยความจำเท่ากับ 4 มาเป็นกรณีศึกษา โดยหากพิจารณาตามตารางที่ 5.3 ซึ่งได้มาจากเอกสารอ้างอิงหมายเลข [34] และ [35] จะเห็นว่า ตารางนี้แสดงพารามิเตอร์ที่สำคัญ 2 ค่า ซึ่งเป็นตัวระบุสมรรถนะของรหัสเทอร์โบ โดยที่พารามิเตอร์ดังกล่าวมีความหมายว่า [36]

#### นิยามที่ 5.1

$d_{free,eff}$  คือ ระยะเสรีประสิทธิผล (effective free distance) หมายถึง คำนวณน้ำหนักแฮมมิงของลำดับคำรหัสทั้งหมดของรหัสเทอร์โบอัตรา 1/3 ซึ่งมีโครงสร้างทั่วไป โดยรวมถึงลำดับข้อมูลด้วย เมื่อพิจารณาเฉพาะลำดับข้อมูลที่ป้อนเข้าที่มีน้ำหนักเป็น 2 และสร้างผลลัพธ์เป็นลำดับแพริติของตัวเข้ารหัสย่อยทั้งสองตัวซึ่งมีน้ำหนักต่ำที่สุด โดยแสดงได้ด้วยสมการคือ  $d_{free,eff} = 2 + 2 \cdot z_{min}$  เมื่อ  $z_{min}$  คือ คำนวณน้ำหนักแฮมมิงของลำดับแพริติซึ่งมีน้ำหนักต่ำที่สุดอันเกิดจากตัวเข้ารหัสย่อยหนึ่งตัวเมื่อใช้ข้อมูลป้อนเข้าที่มีน้ำหนักเป็น 2

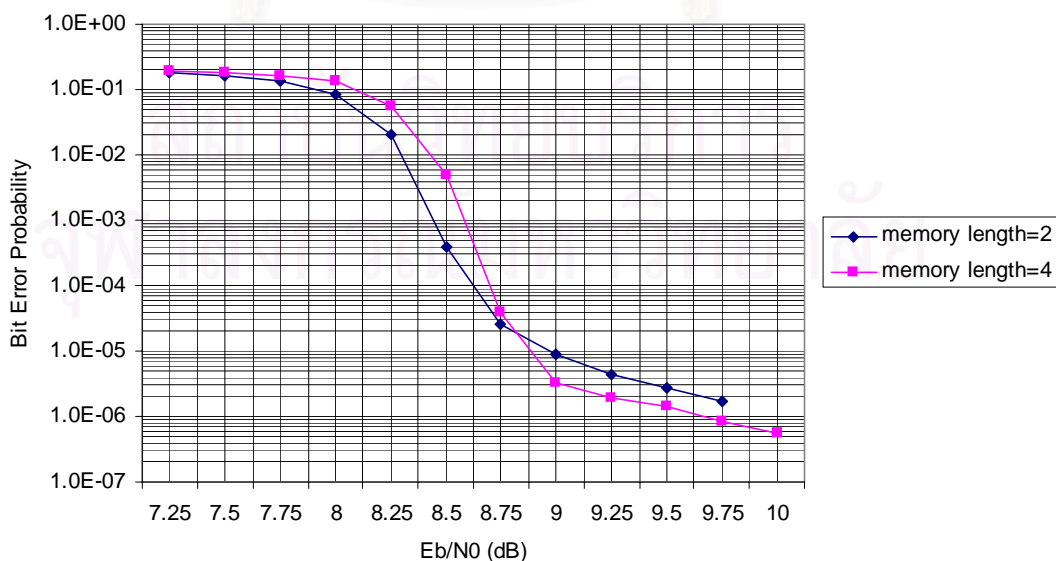
ตารางที่ 5.3 รหัสคอนโวลูชันอัตรา 1/2 ซึ่งใช้เป็นตัวเข้ารหัสย่อยของรหัสเทอร์โบอัตรา 1/3

$\nu$	backward polynomial	forward polynomial	$d_{free,eff}$	$d_{free}^{C_p}$
2	7	5	10	7
4	37	21	10	9
4	31	27	22	9

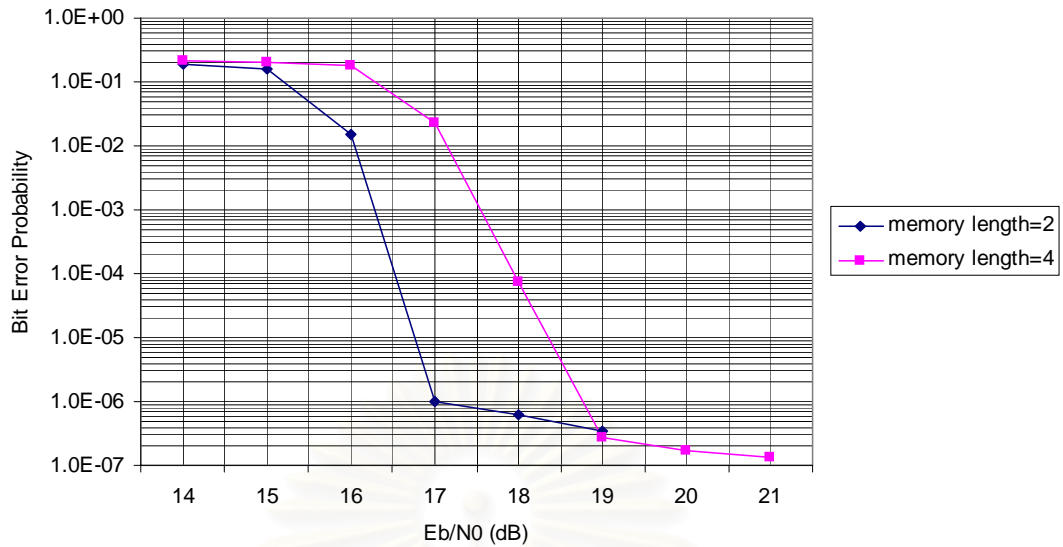
$d_{free}^{C_p}$  คือ ระยะเสรี (free distance) ของรหัสเทอร์โบ หมายถึง ค่าน้ำหนักแฮมมิงที่ต่ำที่สุดของลำดับคำรหัสทั้งหมดของรหัสเทอร์โบอัตรา 1/3 ซึ่งมีโครงสร้างทั่วไป เมื่อพิจารณารูปแบบของลำดับข้อมูลทั้งหมด

การเลือกใช้ตัวเข้ารหัส RSC  $(5,7)_8$  และตัวเข้ารหัส RSC  $(21,37)_8$  ในที่นี้จึงมีนัยว่าต้องการทราบถึงผลกระทบจาก  $d_{free}^{C_p}$  โดยปริยาย พิจารณารูปที่ 5.21 และ 5.22 เห็นได้ว่า จุดเริ่มเปลี่ยนการลู่อเข้าของกรณีตัวเข้ารหัส RSC  $(5,7)_8$  เร็วกว่าตัวเข้ารหัส RSC  $(21,37)_8$  ทั้ง 2 วิธีการโดยกรณีวิธีการที่ 1 เมื่อ  $B_d T_s$  เท่ากับ 0.01 จุดเริ่มเปลี่ยนการลู่อเข้าของกรณีตัวเข้ารหัส RSC  $(5,7)_8$  อยู่ที่ประมาณ 8.25 dB ขณะที่ของกรณีตัวเข้ารหัส RSC  $(21,37)_8$  อยู่ที่ประมาณ 8.5 dB

พิจารณาความชันของกราฟในช่วงน้ำตกจะเห็นได้ว่า กราฟของกรณีตัวเข้ารหัส RSC  $(5,7)_8$  มีความชันน้อยกว่าของกรณีตัวเข้ารหัส RSC  $(21,37)_8$  ในส่วนของพื้นของความผิดพลาด กราฟของกรณีตัวเข้ารหัส RSC  $(5,7)_8$  เริ่มเข้าสู่พื้นของความผิดพลาดก่อนและสูงกว่ากรณีตัวเข้ารหัส RSC  $(21,37)_8$  ซึ่งเป็นไปตามหลักการที่ว่า รหัสคอนโวลูชันที่มีค่า  $d_{free}^{C_p}$  สูงกว่าจะช่วยให้มีสมรรถนะดีกว่าในส่วนของพื้นของความผิดพลาด [37]

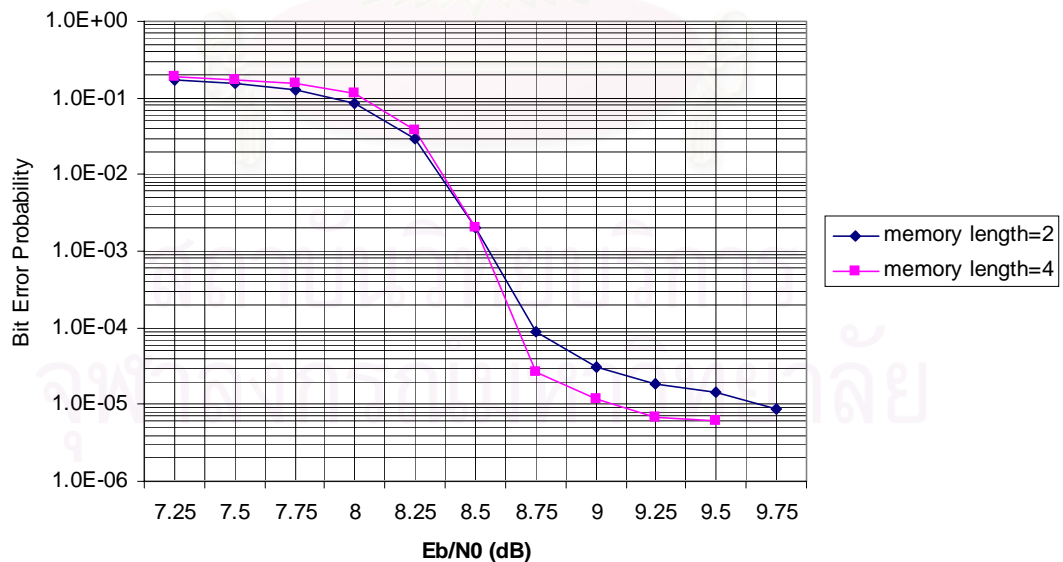


(ก) พิจารณากรณีที่  $B_d T_s$  เท่ากับ 0.01



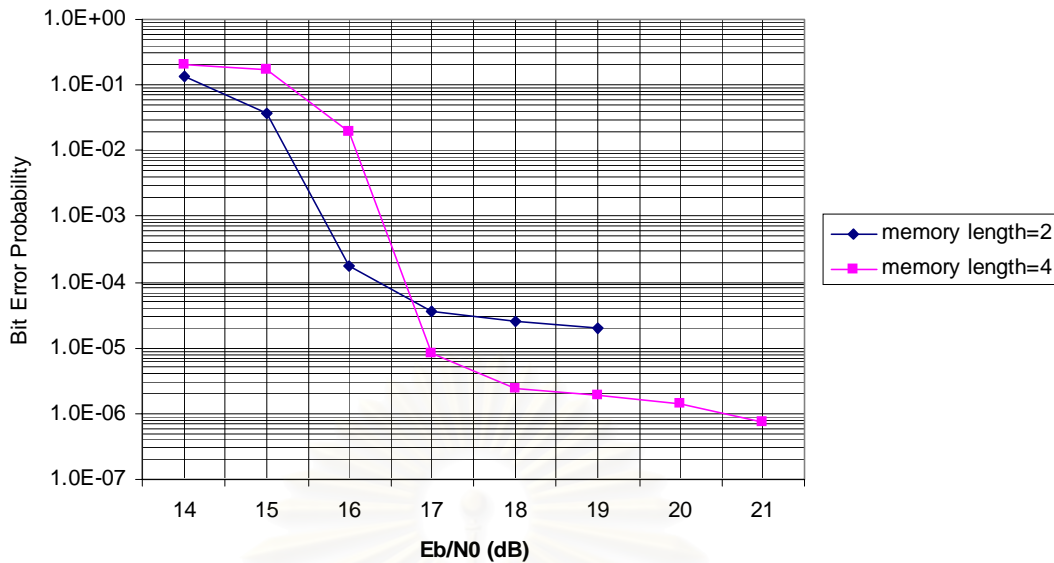
(ข) พิจารณากรณีที่  $B_d T_s$  เท่ากับ 0.09

**รูปที่ 5.21** การเปรียบเทียบสมรรถนะของวิธีการที่ 1 เมื่อขนาดของหน่วยความจำของซีพรีจิสเตอร์ต่างกันคือ  $\nu = 2$  (RSC (5,7)<sub>8</sub>) และ  $\nu = 4$  (RSC (21,37)<sub>8</sub>) โดยที่ (ก) พิจารณากรณีที่  $B_d T_s$  เท่ากับ 0.01 (ข) พิจารณากรณีที่  $B_d T_s$  เท่ากับ 0.09



(ก) พิจารณากรณีที่  $B_d T_s$  เท่ากับ 0.01





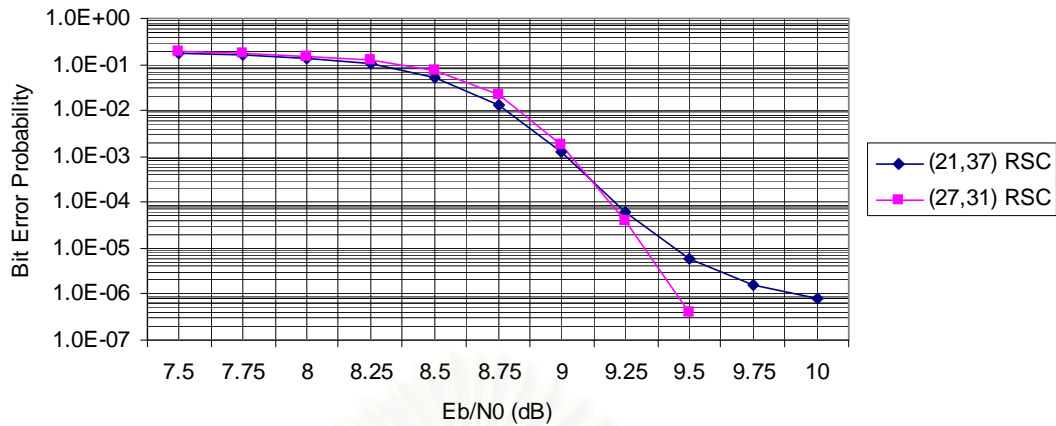
(ข) พิจารณากรณีที่  $B_d T_s$  เท่ากับ 0.09

**รูปที่ 5.22** การเปรียบเทียบสมรรถนะของวิธีการที่ 2 เมื่อขนาดของหน่วยความจำของซีพรีจิสเตอร์ต่างกันคือ  $\nu = 2$  (RSC (5,7)<sub>8</sub>) และ  $\nu = 4$  (RSC (21,37)<sub>8</sub>) โดยที่ (ก) พิจารณากรณีที่  $B_d T_s$  เท่ากับ 0.01 (ข) พิจารณากรณีที่  $B_d T_s$  เท่ากับ 0.09

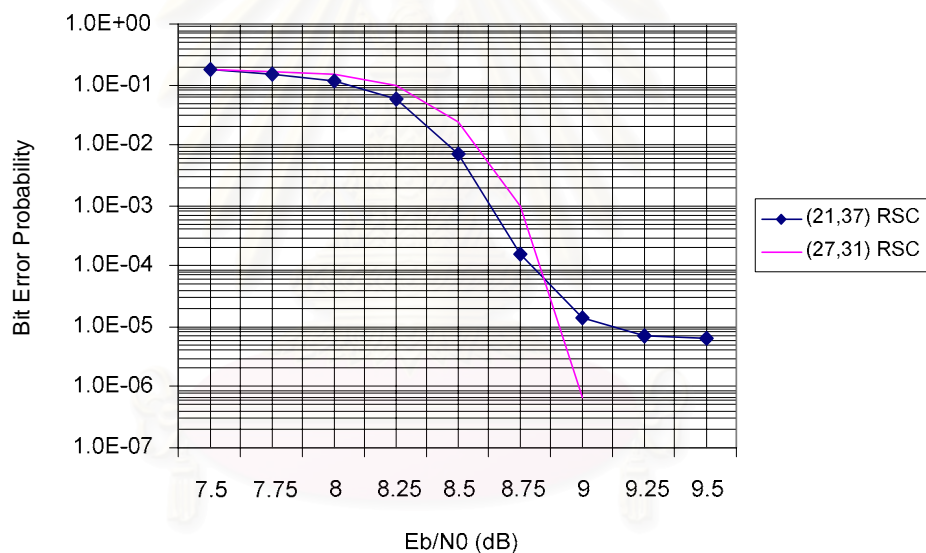
### 5.3.5 ผลของตัวเข้ารหัสย่อยที่มีต่อสมรรถนะของระบบถอดรหัส

พารามิเตอร์ที่ใช้ศึกษาผลกระทบในหัวข้อนี้คือ ตัวเข้ารหัสย่อย โดยเลือกตัวเข้ารหัส RSC คือ (21,37)<sub>8</sub> และ (27,31)<sub>8</sub> เมื่อพิจารณาตารางที่ 5.3 จะเห็นได้ว่า การเลือกศึกษาเลือกใช้ตัวเข้ารหัส (21,37)<sub>8</sub> และ (27,31)<sub>8</sub> มีนัยว่า ต้องการทราบถึงผลกระทบจาก  $d_{free,eff}$  อันเป็นพารามิเตอร์ที่สำคัญอีกตัวหนึ่ง

พิจารณารูปที่ 5.23 แสดงการเปรียบเทียบสมรรถนะของวิธีการที่ 1 โดยพิจารณากรณีที่  $B_d T_s$  เท่ากับ 0.01 สำหรับรูปที่ 5.24 ก็เป็นการแสดงการเปรียบเทียบด้วยวัตถุประสงค์เช่นเดียวกับรูปที่ 5.23 แต่เป็นของวิธีการที่ 2 พิจารณารูปที่ 5.23 ของวิธีการที่ 1 เห็นได้ว่า ตัวเข้ารหัส RSC (21,37)<sub>8</sub> และ (27,31)<sub>8</sub> มีสมรรถนะใกล้เคียงกันในช่วง BER ค่าสูงถึงช่วงน้ำตกของตัวเข้ารหัส RSC (21,37)<sub>8</sub> แต่จะแตกต่างกันมากในช่วงที่  $E_b/N_0$  ประมาณ 9.25 dB เนื่องจากตัวเข้ารหัส RSC (21,37)<sub>8</sub> เริ่มเข้าสู่ช่วงพื้นของความผิดพลาด ในขณะที่กราฟของตัวเข้ารหัส RSC (27,31)<sub>8</sub> ยังคงดิ่งลงจึงเป็นไปได้ว่า ระดับพื้นของความผิดพลาดของตัวเข้ารหัส RSC (27,31)<sub>8</sub> ต่ำกว่าตัวเข้ารหัส RSC (21,37)<sub>8</sub>



รูปที่ 5.23 การเปรียบเทียบสมรรถนะของวิธีการที่ 1 เมื่อตัวเข้ารหัสย่อยต่างกันคือ  $(21,37)_8$  และ  $(27,31)_8$  พิจารณากรณีที่  $B_d T_s$  เท่ากับ 0.01



รูปที่ 5.24 การเปรียบเทียบสมรรถนะของวิธีการที่ 2 เมื่อตัวเข้ารหัสย่อยต่างกันคือ  $(21,37)_8$  และ  $(27,31)_8$  พิจารณากรณีที่  $B_d T_s$  เท่ากับ 0.01

กรณีรูปที่ 5.24 ของวิธีการที่ 2 มีความแตกต่างจากกรณีของวิธีการที่ 1 ในช่วง BER ค่าสูงถึงช่วงน้ำตกและมีความเหมือนกันในช่วงพื้นของความผิดพลาดกล่าวคือ ในช่วง BER ค่าสูงถึงช่วงน้ำตกของตัวเข้ารหัส RSC  $(21,37)_8$  เห็นได้ว่า ตัวเข้ารหัส RSC  $(21,37)_8$  มีสมรรถนะดีกว่าตัวเข้ารหัส RSC  $(27,31)_8$  ทว่าที่  $E_b/N_0$  ประมาณ 8.75 dB ตัวเข้ารหัส RSC  $(21,37)_8$  เริ่มเข้าสู่ช่วงพื้นของความผิดพลาด ในขณะที่กราฟของตัวเข้ารหัส RSC  $(27,31)_8$  ยังคงดิ่งลงจึงเป็นไปได้ว่าระดับพื้นของความผิดพลาดของตัวเข้ารหัส RSC  $(27,31)_8$  ต่ำกว่าตัวเข้ารหัส RSC  $(21,37)_8$  เช่นกันสำหรับวิธีการที่ 1

การที่ระดับพื้นของความผิดพลาดของตัวเข้ารหัส RSC  $(27,31)_8$  ต่ำกว่าตัวเข้ารหัส RSC  $(21,37)_8$  ค่อนข้างมากเนื่องมาจากเหตุผลที่ว่า ค่า  $d_{free,eff}$  ของตัวเข้ารหัส RSC  $(27,31)_8$  ต่ำกว่าตัวเข้ารหัส RSC  $(21,37)_8$  ค่อนข้างมาก ดังในตารางที่ 5.3



สถาบันวิทยบริการ  
จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย

## บทที่ 6

### บทสรุปและข้อเสนอแนะ

#### 6.1 บทสรุป

งานวิจัยนี้ได้ศึกษาการนำเอารหัสเทอร์โบมาใช้ร่วมกับระบบการมอดูเลตเชิงปริภูมิ-เวลาแบบดิฟเฟอเรนเชียลครั้งเดียวในลักษณะรหัสต่อรวมแบบอนุกรม ภายใต้ช่องสัญญาณเป็นแบบเฟดดิ้งคล้ายสถิตและแบบเฟดดิ้งมีการเปลี่ยนแปลงระหว่างบล็อกรหัสของรหัสปริภูมิ-เวลาในแต่ละสล็อตเวลา โดยมีค่าอัตราสัมพันธ์ทางเวลาของเฟดดิ้งเป็นไปตามแบบจำลองของ Jake และพัฒนาระบบดังกล่าวให้ดีขึ้นกว่าระบบรหัสต่อรวมแบบเดียวกันในเอกสารอ้างอิงหมายเลข [15] โดยเพิ่มเงื่อนไขข้อจำกัดของรหัสปริภูมิ-เวลาจากเดิมที่เป็นรหัสปริภูมิ-เวลาแบบยูนิแทรีเท่านั้นให้เป็นรหัสปริภูมิ-เวลาแบบยูนิแทรีและมีสมบัติเป็นกรุปด้วย ทั้งนี้เพื่อให้การเข้ารหัสแบบดิฟเฟอเรนเชียลมีโครงสร้างเทรลลิส อันจะทำให้สามารถประยุกต์ใช้ขั้นตอนวิธี MAP ได้ ประโยชน์ที่ได้คือการใช้ข่าวสารของสัญญาณได้อย่างมีประสิทธิภาพที่ดีกว่า โดยเรียกการใช้ตัวมอดูเลตเอพียามาแทนตัวถอดรหัสการมอดูเลตว่า วิธีการที่ 1 จากผลการทดสอบสมรรถนะของวิธีการดั้งเดิมและวิธีการที่เสนอนี้พบว่า ในกรณีที่เฟดดิ้งของช่องสัญญาณเปลี่ยนแปลงอย่างช้า ๆ ระบบที่ใช้วิธีการที่ 1 มีสมรรถนะที่ดีกว่าระบบที่ใช้วิธีการดั้งเดิม อย่างไรก็ตามเมื่อเฟดดิ้งของช่องสัญญาณเปลี่ยนแปลงรวดเร็วขึ้นคือ  $B_d T_s$  มีค่าเท่ากับ 0.05 และ 0.09 ดังในการจำลองด้วยคอมพิวเตอร์พบว่า ระบบที่ใช้วิธีการที่ 1 มีสมรรถนะเท่ากับระบบที่ใช้วิธีการดั้งเดิม จึงนำไปสู่การปรับปรุงระบบอีกครั้งด้วยการใช้หลักการจัดบิตให้เหมาะสมแก่ตัวถอดรหัสเทอร์โบและเรียกว่า วิธีการที่ 2 หลักการที่สำคัญคือ การเข้าคู่บิตข้อมูลแต่ละบิตและบิตแพริติที่สอดคล้องกันให้เข้าคู่กับรหัสปริภูมิ-เวลารหัสเดียวกัน และจัดบิตของตัวเข้ารหัสย่อยให้มีลักษณะที่บิตผิดพลาดที่อาจจะเกิดขึ้นกระจายไปยังบิตแพริติของเครื่องเข้ารหัสย่อยต่าง ๆ อย่างสม่ำเสมอ อย่างไรก็ตามวิธีการที่ 2 มีลักษณะที่ขึ้นอยู่กับการวิจัย 2 ปัจจัยคือ อัตราการเข้ารหัสซึ่งสัมพันธ์กับอัตรารหัสเทอร์โบและอัตราพังก์เจอร์ และอีกปัจจัยคือ จำนวนบิตการมอดูเลตแบบปริภูมิ-เวลา ในงานวิจัยนี้จึงเลือกศึกษารูปแบบการใช้งานเฉพาะกรณีหนึ่งคือ กรณีที่ใช้ตัวเข้ารหัสย่อยจำนวน 2 ตัวเข้ารหัส ใช้อัตรารหัสเป็น 1/2 (ไม่พิจารณาบิตปลาย) และใช้รหัสปริภูมิ-เวลาแบบควาเทอร์เนียน ผลการจำลองสมรรถนะของระบบที่ใช้วิธีการดั้งเดิมและที่ใช้วิธีการที่เสนอนี้ทั้งสองวิธีได้แสดงให้เห็นว่าระบบที่ใช้วิธีการที่ 1 มีสมรรถนะที่ดีกว่าระบบดั้งเดิมเมื่อช่องสัญญาณเปลี่ยนแปลงรวดเร็ว โดยยิ่งช่องสัญญาณมีการเปลี่ยนแปลงรวดเร็วเพียงใดก็จะได้อัตราขยายการเข้ารหัส (ผลต่างของค่า  $E_b/N_0$  ที่ค่า BER ค่าเดียวกัน) มากขึ้น อันเนื่องมาจากการรวมบิตที่อยู่ในกิ่งสาขาเดียวกันไว้

ด้วยกันและการกระจายบิตของตัวเข้ารหัสย่อยของรหัสเทอร์โบให้มีลักษณะที่บิดเบี้ยวที่อาจเกิดขึ้นกระจายไปยังบิตเพริติของเครื่องเข้ารหัสย่อยต่าง ๆ ในจำนวนที่เท่า ๆ กัน

อย่างไรก็ตาม ด้วยวัตถุประสงค์ของการวิจัยนี้เพื่อปรับปรุงระบบการถอดรหัสร่วมกันแบบวนซ้ำของการต่อกันแบบอนุกรมดังกล่าวให้ได้ที่มีสมรรถนะสูงขึ้นในขณะที่ความซับซ้อนทางการคำนวณเพิ่มขึ้นไม่มาก แต่หลังจากที่ได้ศึกษาและวิจัยจนจบ ผู้วิจัยพบว่า วิธีการที่เสนอมีความซับซ้อนทางการคำนวณที่สูงกว่าวิธีการเดิมในระดับที่ค่อนข้างมากดังเห็นได้จากตารางที่ 4.5 แม้ว่า ความซับซ้อนทางการคำนวณของวิธีการที่เสนอไม่ขึ้นอยู่กับจำนวนสายอากาศส่งและรับก็ตาม อย่างไรก็ตาม ผู้วิจัยได้เสนอแนวทางการลดความซับซ้อนทางการคำนวณไว้ในหัวข้อถัดไปแล้ว

## 6.2 ข้อเสนอแนะ

หัวข้อที่ควรศึกษาและวิจัยต่อไปในอนาคตคือ

1. การเลือกใช้การประมาณช่องสัญญาณที่มีความซับซ้อนทางการคำนวณที่ยอมรับได้แทนหน่วยการคำนวณเมทริกแบบเดิม

งานวิจัยนี้เลือกใช้หน่วยการคำนวณเมทริกตามเอกสารอ้างอิงหมายเลข [15] ซึ่งเลือกมาจากเอกสารอ้างอิงหมายเลข [13] ซึ่งนิพจน์การคำนวณเมทริกช่องสัญญาณดังกล่าวไม่เหมาะต่อการใช้เพื่อหาข่าวสารของสัญญาณสำหรับการถอดรหัสที่ใช้ขั้นตอนวิธี MAP ดังนั้นการศึกษาและวิจัยต่อไปในอนาคตจึงควรศึกษาและวิจัยว่า การประมาณช่องสัญญาณที่มีความซับซ้อนทางการคำนวณที่ยอมรับได้ เช่น การทำนายเชิงเส้น (linear prediction) ที่สามารถใช้กับช่องสัญญาณ MIMO เป็นต้น สามารถเพิ่มสมรรถนะของระบบถอดรหัสได้มากเพียงใด และรูปแบบการถอดรหัสร่วมที่ภาครับควรได้รับการออกแบบในลักษณะใดเพื่อให้สอดคล้องกับการเอาการประมาณช่องสัญญาณรูปแบบหนึ่ง ๆ มาใช้

2. การเลือกใช้ตัวเข้ารหัสเทอร์โบแบบนอนไบนารี

งานวิจัยนี้พิจารณาเฉพาะตัวเข้ารหัสเทอร์โบแบบไบนารี ในอนาคตจึงควรศึกษาและวิจัยว่า การเลือกใช้ตัวเข้ารหัสเทอร์โบแบบนอนไบนารีจะสามารถเพิ่มความทนทานของรหัสต่อช่องสัญญาณเฟดดิ้งแบบเดิมกล่าวคือ แบบมีสหสัมพันธ์ทางเวลาได้มากน้อยเพียงใด

3. การหาการเข้าคู่บิตไปเป็นรหัสปริภูมิ-เวลาก่อนการเข้ารหัสดีฟเฟอเรนเชียลโดยพิจารณาความเหมาะสมกับตัวเข้ารหัสเทอร์โบและตัวเข้ารหัสดีฟเฟอเรนเชียล

งานวิจัยนี้พิจารณาการเข้าคู่แบบเกรย์โดยพิจารณาจากเกณฑ์ของรหัสปริภูมิ-เวลาเพียงเกณฑ์เดียวซึ่งมิได้นำเอาตัวเข้ารหัสเทอร์โบและตัวเข้ารหัสดีฟเฟอเรนเชียลมารวมพิจารณาพร้อมกันทำให้การเข้ารหัสแบบที่ใช้นี้อาจไม่เหมาะสมที่สุด

#### 4. การใช้ VA แทนขั้นตอนวิธี MAP เพื่อลดความซับซ้อนทางการคำนวณ

งานวิจัยนี้เสนอการประยุกต์ใช้ขั้นตอนวิธี MAP สำหรับปรับปรุงตัวถอดรหัสการมอดูเลตแบบเดิม อย่างไรก็ตาม ถึงแม้ว่า ระบบที่ใช้วิธีการที่เสนอมีสมรรถนะสูงขึ้น แต่ระบบกลับมีความซับซ้อนทางการคำนวณเพิ่มขึ้นค่อนข้างมาก แนวทางการปรับปรุงต่อไปแนวทางหนึ่งคือ ควรประยุกต์ใช้ขั้นตอนวิธี VA สำหรับปรับปรุงตัวถอดรหัสการมอดูเลตแบบเดิมแทนการประยุกต์ใช้ขั้นตอนวิธี MAP เนื่องจากขั้นตอนวิธี VA มีความซับซ้อนทางการคำนวณที่ต่ำกว่าขั้นตอนวิธี MAP อย่างไรก็ตาม การใช้ VA แทนขั้นตอนวิธี MAP ย่อมส่งผลให้สมรรถนะของระบบจะต่ำกว่าระบบที่ใช้วิธีการที่เสนอด้วย



สถาบันวิทยบริการ  
จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย



## รายการอ้างอิง

- [1] Telatar, E. Capacity of multi-antenna Gaussian channels. European Transactions on Telecommunications. 10, 6 (Nov.–Dec. 1999): 585–595. Originally published as Internal Tech. Memo, Bell Labs., 1995.
- [2] Foschini, G. J., Jr., and Gans, M. J. On limits of wireless communication in a fading environment when using multiple antennas. Wireless Personal Communications. 6, 3 (Mar. 1998): 311–335.
- [3] Narula, A., Trott, M., and Wornell, G. Information theoretic analysis of multiple-antenna transmission diversity. IEEE Transactions on Information Theory. 45 (Nov. 1999): 2418–2433.
- [4] Marzetta, T. L., and Hochwald, B. M. Capacity of a mobile multiple antenna communication link in Rayleigh flat fading IEEE Transactions on Information Theory. 45 (Jan. 1999): 139–157.
- [5] Benedetto, S., Divsalar, D., Montorsi, G., and Pollara, F. Serial concatenation of interleaved codes: performance analysis, design, and iterative decoding. IEEE Transactions on Information Theory. 44, 3 (May 1998): 909–926.
- [6] Lin, X., and Blum, R. S. Improved space-time codes using serial concatenation. IEEE Communication Letter. 4 (July 2000): 221–223.
- [7] Hong, Z., and Hughes, B. L. Robust space-time codes for time selective fading. Proceeding of IEEE Information Theory Workshop. (Sept. 2001): 112–114.
- [8] Stefanov, A., and Duman, T. M. Turbo-coded modulation for systems with transmit and receive antenna diversity over block fading channels: system model, decoding approaches, and practical considerations IEEE Journal on Selected Areas in Communications. 19, 5 (May 2001): 958–968.
- [9] Liu, Y., Fitz, M. P., and Takeshita, O. Y. Full rate space-time turbo codes. IEEE Journal on Selected Areas in Communications. 19, 5 (May 2001): 969–979.
- [10] Bahececi, I., and Duman, T. M. Combined turbo coding and unitary space-time modulation. IEEE Transactions on Communications. 50, 8 (Aug. 2002): 1244–1249.

- [11] Tarokh, V., and Jafakhani, H. A differential detection scheme for transmit diversity. IEEE Journal of Selected Areas in Communications. 18 (July 2000): 1169–1174.
- [12] Jafakhani, H., and Tarokh, V. Multiple transmit antenna differential from generalized orthogonal designs. IEEE Transactions on Information Theory. 47 (Sept. 2001): 2626–2631.
- [13] Hughes, B. L. Differential space-time modulation. IEEE Transactions on Information Theory. 46 (Nov. 2000): 2567–2578.
- [14] Hochwald, B. M., and Sweldens, W. Differential unitary space-time modulation. IEEE Transactions on Communications. 48, 12 (Dec. 2000): 2041–2052.
- [15] Steiner, A., Peleg, M., and Shamai, S. Iterative decoding of space-time differentially coded unitary matrix modulation IEEE Transactions on Signal Processing. 50 (Oct. 2002) 2385–2395.
- [16] Hoeher, P. and Lodge, J. Turbo DPSK iterative differential PSK demodulation and channel decoding. IEEE Transactions on Communications. 47, 6 (June 1999): 837–843.
- [17] Schlegel, C., and Grant, A. Differential space-time codes. IEEE Transactions on Information Theory. 49 (Sept. 2003): 2298–2306.
- [18] Jakes, W.C. Microwave Mobile Communication. New Jersey: IEEE Press, 1993.
- [19] Goldsmith, A., Jafar, S. A., Jindal, N., and Vishwanath, S. Capacity limits of MIMO channels. IEEE Journal on Selected Areas in Communications. 21, 5 (June 2003): 684–702.
- [20] Hochwald, B. M., and Marzetta, T. L. Unitary space-time modulation for multiple-antenna communications in Rayleigh flat fading. IEEE Transactions on Information Theory. 46, 2 (Mar. 2000): 543–564.
- [21] Foschini, G. J. Layered space-time architecture for wireless communication in fading environments when using multi-element antennas. Bell Labs. Technical Journal. (1996): 41–59.
- [22] Tarokh, V., Seshadri, N., and Calderbank, A. R. A space-time codes for high data rates wireless communication: performance criterion and code construction. IEEE Transactions on Information Theory. 44 (Mar. 1998): 744–765.

- [23] Alamouti, S. M. A simple transmit diversity technique for wireless communications. IEEE Journal on Selected Areas in Communications. 16 (Oct. 1998): 1451–1458.
- [24] Hochwald, B. M., Marzetta, T. L., Richardson, T. J., Sweldens, W., and Urbanke, R. Systematic design of unitary space-time constellations. IEEE Transactions on Information Theory. 46 (Sept. 2000): 1962–1973.
- [25] Berro, C., Glavieux, A., and Thitimajshima, P. Near Shannon limit error-correcting and decoding: turbo codes. Proceeding of IEEE International Conference on Communications (ICC'93). (May 1993): 1064–1070.
- [26] Wozencraft, J. M., and Jacobs, I. M. Principle of Communication Engineering. 2<sup>nd</sup> ed. New York: John Wiley & Sons, Inc., 1967.
- [27] Mortensen, R. E. Random Signals and Systems. Singapore: John Wiley & Sons, Inc., 1987.
- [28] Bahl, L. R., Cocke, J., Jelinek, F., and Raviv, J. Optimal decoding of linear codes for minimizing symbol error rate. IEEE Transactions on Information Theory. 20 (March 1974): 284–287.
- [29] Lassing, J., Ström, E. G., Agrell, E., and Ottosso, T. Computation of the exact bit-error rate of coherent  $M$ -ary PSK with Gray code bit mapping. IEEE Transactions on Communications. 51, 11 (Nov. 2003): 1758–1760.
- [30] Divsalar, D., and Simon, M. K. The design of trellis coded MPSK for fading channels: performance criteria. IEEE Transactions on Communications. 36, 9 (Sept. 1988): 1004–1012.
- [31] Tarokh, V., Jafarkhani, H., and Calderbank, A. R. Space-time block codes orthogonal designs. IEEE Transactions on Information Theory. 45 (July 1999): 1456–1467.
- [32] Barbulescu, A. S., and Pietrobon, S. S. Interleaver design for turbo codes IEEE Communication Letter. (Dec. 1994): 2107–2108.
- [33] Hennessy, J. L., and Patterson, D. A. Computer Architecture: A quantitative approach. California: Morgan Kaufmann, 1990.
- [34] Benedetto, S., and Montorsi, G. Design of parallel concatenated convolutional codes. IEEE Transactions on Communications. 44, 5 (May 1996): 591–600.

- [35] Firmanto, W., Yuan, J., and Vucetic, B. Turbo codes with transmit diversity: performance analysis and evaluation. IEICE Transactions on Communications. E85-B, 5 (May 2002): 859–865.
- [36] Heegard, C., and Wicker, S. B. Turbo coding. Massachusetts: Kluwer Academic, 1999.
- [37] Takeshita, O. Y., Collins, O. M., Massey, P. C., and Costello, D. J., Jr. On the frame-error rate of concatenated turbo codes. IEEE Transactions on Communications. 49, 4 (April 2001): 602–608.



สถาบันวิทยบริการ  
จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย



ภาคผนวก

สถาบันวิทยบริการ  
จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย

## ภาคผนวก ก

### ตัวเต็มอคูเลตเอพีพี

เนื่องจากการมอดูเลตแบบดิฟเฟอเรนเชียลนั้นสามารถพิจารณาได้ว่า มีโครงสร้างเป็นแบบเทอร์ลิสได้ จึงสอดคล้องกับเงื่อนไขที่สามารถประยุกต์ใช้ขั้นตอน MAP กับการถอดรหัสการมอดูเลตได้ และเรียกตัวเต็มอคูเลตที่มีลักษณะดังกล่าวว่า ตัวเต็มอคูเลตเอพีพี

ใช้ขั้นตอนและหลักการเช่นเดียวกับหัวข้อย่อยที่ 2.4.2.2 สามารถแสดงนิพจน์ความน่าจะเป็นหลัง  $\Pr(C_k = G_m | Y_0^K)$  ได้ดังนี้ได้ดังนี้

$$\begin{aligned}\Pr(C_k = G_m | Y_0^K) &= \frac{\Pr(C_k = G_m, Y_0^K)}{\Pr(Y_0^K)} \\ &= \frac{\Pr(C_k = G_m, Y_0^K)}{\sum_{C_k} \Pr(C_k, Y_0^K)}\end{aligned}\quad (ก.1)$$

โดยที่

$Y_0^K$  แทน ลำดับสัญญาณที่รับได้

พิจารณานิพจน์  $\Pr(C_k = G_m, Y_0^K)$  ของสมการที่ (ก.1) จะได้ว่า

$$\begin{aligned}\Pr(C_k = G_m, Y_0^K) &= \sum_{X_{k-1}^k} \Pr(C_k = G_m, X_{k-1}^k, Y_0^K) \\ &= \sum_{X_{k-1}^k} \Pr(C_k = G_m, X_{k-1}^k, Y_0^{k-1}, Y_k^K) \\ &= \sum_{X_{k-1}^k} \Pr(C_k = G_m, X_k, Y_k^K | X_{k-1}, Y_0^{k-1}) \Pr(X_{k-1}, Y_0^{k-1}) \\ &= \sum_{X_{k-1}^k} \Pr(C_k = G_m, X_k, Y_{k+1}^K, Y_k | X_{k-1}, Y_0^{k-1}) \Pr(X_{k-1}, Y_0^{k-1})\end{aligned}\quad (ก.2)$$

$$\text{เนื่องจาก } \Pr(A, B | C) = \Pr(A | B, C) \Pr(B | C) \quad (ก.3)$$

ประยุกต์ใช้สมการที่ (ก.3) กับสมการที่ (ก.2) จะได้ว่า

$$\begin{aligned}\Pr(C_k = G_m, Y_0^K) &= \sum_{X_{k-1}^k} \Pr(Y_{k+1}^K | C_k = G_m, X_{k-1}^k, Y_0^K) \Pr(C_k = G_m, X_k, Y_k | X_{k-1}, Y_0^{k-1}) \\ &\quad \cdot \Pr(X_{k-1}, Y_0^{k-1})\end{aligned}\quad (ก.4)$$

ประยุกต์ใช้สมการที่ (ก.3) กับพจน์ที่ 2 ของสมการที่ (ก.4) และใช้กับผลลัพธ์ที่ได้อีกครั้งหนึ่ง จะได้

$$\Pr(C_k = G_m, Y_0^K) = \sum_{X_{k-1}^k} \Pr(Y_{k+1}^K | C_k = G_m, X_{k-1}^k, Y_0^K) \Pr(C_k = G_m | X_{k-1}, Y_0^{k-1})$$



$$\cdot \Pr(Y_k | C_k, X_{k-1}, Y_0^{k-1}) \Pr(X_k | C_k, X_{k-1}, Y_0^{k-1}) \Pr(X_{k-1}, Y_0^{k-1}) \quad (\text{ก.5})$$

1. พิจารณาพจน์ที่ 1 ภายในเครื่องหมาย  $\Sigma$  ทางขวามือของสมการที่ (ก.5) จะได้ว่า

$$\begin{aligned} \Pr(Y_{k+1}^K | C_k = G_m, X_{k-1}^k, Y_0^k) &= \Pr(Y_{k+1}^K | X_{k-1}^k, Y_0^k) \\ &= \Pr(Y_{k+1}^K | X_k, Y_0^k) \end{aligned} \quad (\text{ก.6})$$

2. พิจารณาพจน์ที่ 2 ภายในเครื่องหมาย  $\Sigma$  ทางขวามือของสมการที่ (ก.5) จะได้ว่า

$$\Pr(C_k = G_m | X_{k-1}, Y_0^{k-1}) = \Pr(C_k = G_m) \quad (\text{ก.7})$$

3. พิจารณาพจน์ที่ 3 ภายในเครื่องหมาย  $\Sigma$  ทางขวามือของสมการที่ (ก.5) จะได้ว่า

$$\Pr(Y_k | C_k, X_{k-1}^k, Y_0^{k-1}) = \Pr(Y_k | X_{k-1}^k, Y_{k-1}) \quad (\text{ก.8})$$

4. พิจารณาพจน์ที่ 4 ภายในเครื่องหมาย  $\Sigma$  ทางขวามือของสมการที่ (ก.5) จะได้ว่า

$$\Pr(X_k | C_k, X_{k-1}, Y_0^{k-1}) = \Pr(X_k | C_k, X_{k-1}) \quad (\text{ก.9})$$

ดังนั้น จากสมการที่ (ก.6)–(ก.9) และสมการที่ (ก.5) สามารถเขียนได้เป็น

$$\begin{aligned} \Pr(C_k = G_m, Y_0^K) &= \sum_{X_{k-1}^k} \Pr(X_{k-1}, Y_0^{k-1}) \Pr(C_k = G_m) \Pr(Y_k | X_{k-1}^k, Y_{k-1}) \Pr(X_k | C_k, X_{k-1}) \\ &\quad \cdot \Pr(Y_{k+1}^K | X_k, Y_0^k) \end{aligned} \quad (\text{ก.10})$$

ในที่นี้

$$\gamma_k(X_{k-1}, X_k) \triangleq \Pr(C_k = G_m) \Pr(Y_k | X_{k-1}^k, Y_{k-1}) \Pr(X_k | C_k, X_{k-1}) \quad (\text{ก.11})$$

$$\alpha_k(X_k) \triangleq \Pr(X_{k-1}, Y_0^{k-1}) \quad (\text{ก.12})$$

$$\beta_k(X_k) \triangleq \Pr(Y_{k+1}^K | X_k, Y_0^k) \quad (\text{ก.13})$$

สามารถคำนวณ  $\alpha_k(X_k)$  จากสมการที่ (ก.12) ได้ด้วยการคำนวณแบบรีเคอร์ซีฟ ดังที่ได้แสดงไว้ในหัวข้อย่อยที่ 2.4.2.2 ดังต่อไปนี้ และเพื่อความสะดวกขอเขียน  $C_k$  แทน  $C_k = G_k$  โดยละการแสดง  $G_k$  ไว้ในฐานที่เข้าใจ

$$\begin{aligned} \alpha_k(X_k) &= \sum_{X_{k-1}} \sum_{C_k} \Pr(X_{k-1}, X_k, C_k, Y_0^{k-1}) \\ &= \sum_{X_{k-1}} \sum_{C_k} \Pr(X_{k-1}, Y_0^{k-1}) \Pr(X_k, C_k, Y_k | X_{k-1}, Y_0^{k-1}) \end{aligned} \quad (\text{ก.14})$$

พิจารณาพจน์ที่ 2 ภายในเครื่องหมาย  $\Sigma$  ทางขวามือของสมการที่ (ก.14) จะได้ว่า

$$\begin{aligned} \Pr(X_k, C_k, Y_k | X_{k-1}, Y_0^{k-1}) &= \Pr(X_k, Y_k | C_k, X_{k-1}, Y_0^{k-1}) \Pr(C_k | X_{k-1}, Y_0^{k-1}) \\ &= \Pr(Y_k | C_k, X_{k-1}, Y_0^{k-1}) \Pr(X_k | C_k, X_{k-1}, Y_0^{k-1}) \\ &\quad \cdot \Pr(C_k | X_{k-1}, Y_0^{k-1}) \end{aligned} \quad (\text{ก.15})$$

จากสมการที่ (ก.7)–(ก.9) สามารถแสดงสมการที่ (ก.15) ได้ ดังนี้

$$\Pr(X_k, C_k, Y_k | X_{k-1}, Y_0^{k-1}) = \Pr(Y_k | X_{k-1}^k, Y_{k-1}) \Pr(X_k | C_k, X_{k-1}) \Pr(C_k) \quad (\text{ก.16})$$

แทนสมการที่ (ก.16) ลงในสมการที่ (ก.14) จะได้

$$\begin{aligned} \alpha_k(X_k) &= \sum_{X_{k-1}} \sum_{C_k} \Pr(X_{k-1}, Y_0^{k-1}) \Pr(Y_k | X_{k-1}^k, Y_{k-1}) \Pr(X_k | C_k, X_{k-1}) \Pr(C_k) \\ &= \sum_{X_{k-1}} \sum_{C_k} \alpha_{k-1}(X_{k-1}) \gamma_k(X_{k-1}, X_k) \end{aligned} \quad (\text{ก.17})$$

เช่นเดียวกับการหาฟังก์ชันการคำนวณ  $\alpha_k(X_k)$  ข้างต้น สามารถหาฟังก์ชันการคำนวณ  $\beta_k(X_k)$  จากสมการที่ (ก.13) ได้ดังนี้

$$\begin{aligned} \beta_k(X_k) &= \sum_{X_{k+1}} \sum_{C_{k+1}} \Pr(Y_{k+1}^K, C_{k+1}, X_{k+1} | X_k, Y_0^k) \\ &= \sum_{X_{k+1}} \sum_{C_{k+1}} \Pr(Y_{k+2}^K | X_k^{k+1}, Y_0^{k+1}, C_{k+1}) \Pr(C_{k+1}, X_{k+1}, Y_{k+1} | X_k, Y_0^k) \end{aligned} \quad (\text{ก.18})$$

พิจารณาพจน์ที่ 2 ภายในเครื่องหมาย  $\Sigma$  ทางขวามือของสมการที่ (ก.18) ประยุกต์ใช้สมการที่ (ก.3) กับพจน์ดังกล่าว จะได้ว่า

$$\begin{aligned} \Pr(C_{k+1}, X_{k+1}, Y_{k+1} | X_k, Y_0^k) &= \Pr(X_{k+1}, Y_{k+1} | C_{k+1}, X_k, Y_0^k) \Pr(C_{k+1} | X_k, Y_0^k) \\ &= \Pr(Y_{k+1} | C_{k+1}, X_k^{k+1}, Y_0^k) \Pr(X_{k+1} | C_{k+1}, X_k, Y_0^k) \Pr(C_{k+1} | X_k, Y_0^k) \end{aligned} \quad (\text{ก.19})$$

จากสมการที่ (ก.7)–(ก.9) สามารถแสดงสมการที่ (ก.19) ได้ ดังนี้

$$\Pr(C_{k+1}, X_{k+1}, Y_{k+1} | X_k, Y_0^k) = \Pr(Y_{k+1} | X_k^{k+1}, Y_k) \Pr(X_{k+1} | C_{k+1}, X_k) \Pr(C_{k+1}) \quad (\text{ก.20})$$

แทนสมการที่ (ก.20) ลงในสมการที่ (ก.18) จะได้

$$\begin{aligned} \beta_k(X_k) &= \sum_{X_{k+1}} \sum_{C_{k+1}} \Pr(Y_{k+2}^K | X_k^{k+1}, Y_0^{k+1}, C_{k+1}) \Pr(Y_{k+1} | X_k^{k+1}, Y_k) \Pr(X_{k+1} | C_{k+1}, X_k) \\ &\quad \cdot \Pr(C_{k+1}) \end{aligned} \quad (\text{ก.21})$$

พิจารณาพจน์ที่ 1 ภายในเครื่องหมาย  $\Sigma$  ทางขวามือของสมการที่ (ก.21) สามารถแสดงได้เป็น

$$\Pr(Y_{k+2}^K | X_k^{k+1}, Y_0^{k+1}, C_{k+1}) = \Pr(Y_{k+2}^K | X_{k+1}, Y_0^{k+1})$$

ดังนั้น

$$\begin{aligned} \beta_k(X_k) &= \sum_{X_{k+1}} \sum_{C_{k+1}} \Pr(Y_{k+2}^K | X_{k+1}, Y_0^{k+1}) \Pr(Y_{k+1} | X_k^{k+1}, Y_k) \Pr(X_{k+1} | C_{k+1}, X_k) \Pr(C_{k+1}) \\ &= \sum_{X_{k+1}} \sum_{C_{k+1}} \beta_{k+1}(X_{k+1}) \Pr(Y_{k+1} | X_k^{k+1}, Y_k) \Pr(X_{k+1} | C_{k+1}, X_k) \Pr(C_{k+1}) \\ &= \sum_{X_{k+1}} \sum_{C_{k+1}} \beta_{k+1}(X_{k+1}) \gamma_{k+1}(X_k, X_{k+1}) \end{aligned} \quad (\text{ก.22})$$

ภาคผนวก ข

**บทความทางวิชาการที่ได้รับการเผยแพร่แล้ว**

บทความทางวิชาการจากการประชุมวิชาการ IEEE TENCON 2004 ซึ่งจัดขึ้นในระหว่างวันที่ 21-24 พฤศจิกายน พ.ศ. 2547 ณ โรงแรมโลตัส ปางสวนแก้ว อ.เมือง จ.เชียงใหม่



สถาบันวิทยบริการ  
จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย

# AN APP DEMODULATOR FOR ITERATIVE DECODING OF TURBO CODED DIFFERENTIAL SPACE-TIME MODULATION WITH UNITARY GROUP CODES

*Paramin Sangwongngam<sup>†</sup>, Pisit Vanichchanunt<sup>†</sup>, Sak Segkhoonthod<sup>‡</sup>,  
Suvit Nakpeerayuth<sup>†</sup> and Lunchakorn Wuttisittikulki<sup>†</sup>*

<sup>†</sup>Department of Electrical Engineering, Chulalongkorn University, Bangkok, Thailand

<sup>‡</sup>National Electronics and Computer Technology Center, Bangkok, Thailand

## ABSTRACT

*A modified technique for joint iterative decoding of serial concatenation of turbo code and unitary space-time group code is proposed and evaluated under temporally correlated fading channels. This approach further takes advantage of the system by exploiting the unitary space-time group code which possesses trellis structure of differential modulation. The extrinsic information of modulation symbols is calculated from this trellis structure by using a detector called an a posteriori probability (APP) demodulator. The simulation results show that our modified method is superior to the conventional one at the expense of more complexity.*

## 1. INTRODUCTION

Next generation wireless networks are expected to support broadband multimedia services for highly mobile users. In order to meet such a demand, it is important to develop new wireless communication techniques that achieve a higher spectral efficiency given a power constraint. Space-time processing is currently considered an effective and promising method to improve wireless channel bandwidth efficiency, thereby increasing system capacity.

Most research on the space-time processing in wireless communications has adopted a common assumption that channel state information (CSI) is perfectly known at the receiver. This is reasonable when fading path gains change slowly with respect to the symbol rate. In this situation, training sequence or pilot symbols can be added and transmitted to the receiver so that an estimate of CSI can be obtained. However, reference [1] has indicated that under rapidly fading conditions, channel estimation becomes difficult, and to achieve accurate CSI estimates, many training symbols are required. This causes a large portion of overhead, and it becomes significant, particularly in systems using multiple antennas, resulting in low spectral efficiency.

For such situations, space-time processing techniques using differential modulation schemes

become useful and can be advantageous. Recently, differential space-time modulation for multiple-antenna schemes has been proposed in [1]–[3], illustrating how temporal and spatial diversity can be simultaneously exploited without knowledge of perfect CSI. Further gains can be achieved by incorporating the use of error-correcting codes, leading to a concatenated code with space-time codes as an inner code and error-correcting codes as an outer code. This approach has opened up many possible configurations of concatenation. Therefore, it is interesting to examine what combination of space-time codes and error-correcting codes is most effective and suitable for specific channel characteristics of interest. Since decoding scheme at the receiver also plays an important role for overall system performance, it must be carefully designed. Many studies in this area such as [4]–[5] have selected turbo code as an outer code because of its impressive near-Shannon-limit error-correction capability achieved by iterative decoding, and an inner code used in their investigations is based on unitary space-time block codes [1], [2]. The decoding structure is adopted from [6], [7].

In this paper, we propose the scheme which exploits *unitary space-time group codes* inherently possessing trellis structure of differential modulation so that the BCJR algorithm can be applied to the modulation decoder. The receiver using this detector called an *a posteriori probability (APP) demodulator* yields performance improvement over conventional detector in [5].

The remainder of this paper is organized as follows. In Section 2, we introduce our mathematical channel model. In Section 3, we review the differential space-time turbo modulation in detail. Our modified system is described in Section 4. In Section 5, simulation results are given to support our ideas. Finally, conclusions and suggestions are provided in Section 6.

## 2. A CHANNEL MODEL

A typical channel model consisting of  $M$  transmit and  $N$  receive antennas is depicted in Fig. 1, and can be expressed as

---

This work was supported by the Thailand Graduate Institute of Science and Technology, the National Science and Technology Development Agency under Grant No. TGIST 01-45-015.

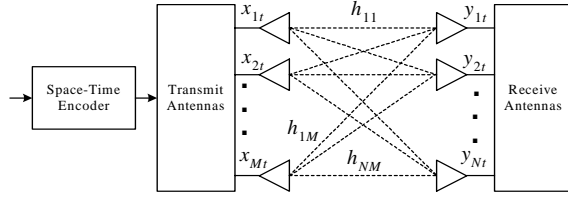


Fig. 1. MIMO channels

$$y_{it} = \sum_{j=1}^M h_{ij}^t x_{jt} \sqrt{\rho_M} + w_{it} \quad (1)$$

where  $y_{it}$  is the received signal of the  $i$ th receive antenna,  $i = 1, \dots, N$ , at time  $t = 1, 2, \dots, T$ .  $T$  is the number of time slots per one space-time block code. Here  $\rho_M = \rho/M$  where  $\rho$  is the signal-to-noise ratio (SNR) per receive antenna. Let  $x_{jt}$  denote the constellation point of the  $j$ th transmit antenna,  $j = 1, 2, \dots, M$ , at time  $t$ . All fading path coefficients  $h_{ij}^t$  and noise variables  $w_{it}$  are modeled as circularly symmetric complex Gaussian random variables [8] with zero mean and unit variance. The noise is assumed to be temporally and spatially white.

In this paper, we have chosen the unitary space-time codes [1] having the following property

$$XX^* = T \cdot I_{M \times M}, \forall X \in \mathbf{X} \quad (2)$$

where  $X = \{x_{jt}\}$  is the  $M \times T$  unitary space-time code belonging to a set  $\mathbf{X}$ , “\*” is the Hermitian transpose of a complex matrix or vector, and  $I_{M \times M}$  is the  $M \times M$  identity matrix. The modulation rate is defined as  $R_m = 1/T \cdot \log_2 |\mathbf{X}|$  bits per channel use where  $|\mathbf{X}|$  is the cardinality of the set  $\mathbf{X}$ . In addition to the property in (2), we have further restricted that the space-time codes are constructed from a group structure [1].

Let  $Y = \{y_{it}\}$  be the  $N \times T$  received matrix of  $X$ , corrupted by the  $N \times T$  noise matrix  $W = \{w_{it}\}$ . We can rewrite (1) as follows

$$y_t = \sqrt{\rho_M} H^t x_t + w_t \quad (3)$$

where  $x_t$ ,  $y_t$ , and  $w_t$  are respectively the  $t$ th column of  $X$ ,  $Y$ , and  $W$ , and  $H^t = \{h_{ij}^t\}$  is the  $M \times N$  fading matrix for  $x_t$ . It should be noted that unlike most previous works, the fading in (3) is more realistic because it varies within each space-time code. The fading coefficients are assumed to be spatially uncorrelated and have the same temporal autocorrelation function as in [5] or

$$R_h(\tau) = \exp(-T_s / T_f \cdot \tau) \quad (4)$$

where  $\tau$  is the time difference index,  $T_s$  is the sampling period, and  $T_f$  is the fading time constant.

### 3. DIFFERENTIAL SPACE-TIME TURBO MODULATION

In this section, the overall operation and structure of differential space-time turbo modulation in [5] is reviewed.

### 3.1. Differential space-time modulation

In this paper, we adopt the differential modulation proposed in [1]. This technique is based on unitary group codes which can be differentially encoded in a way similar to DPSK modulation. To send a message  $G_k$  in block  $k$ th, which is selected from a group  $\mathbf{G}$  of  $T \times T$  unitary matrices, we send the  $M \times T$  matrix

$$X_k = X_{k-1} G_k, k = 1, \dots, K \quad (5.1)$$

where  $K$  is the number of space-time block codes per frame. We initialize the matrix  $X_0$  as a reference symbol (matrix) which is known at the receiver, and restrict  $X_0 X_0^* = T \cdot I_{M \times M}$ . Then,  $X_k X_k^* = T \cdot I_{M \times M}$ ,  $k \geq 1$ . From (5.1), one can formulate

$$X_k = X_0 G_1 G_2 \dots G_k, k = 1, \dots, K \quad (5.2)$$

and, then  $X_k \in X_0 \mathbf{G}$ . This means that the possible number of  $X_k$  is limited and equal to that of the codes  $G_k$ . In the modulation, we can avoid the actual matrix multiplication in (5.1) by preparing the multiplication table of  $X_0$  and  $G \in \mathbf{G}$ .

### 3.2. Transmitter structure

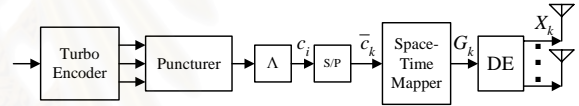


Fig. 2. A block diagram of the transmitter

The transmitter structure is shown in Fig. 2. In this structure, a typical turbo encoder is used as an outer code. In encoding process, a binary input stream of  $N_{inf}$  bits is encoded by the turbo encoder, and its three output streams,  $d_j$ ,  $p_j^1$  and  $p_j^2$ , are then punctured, as well as being multiplexed. Next, these coded bits are interleaved by a uniformly pseudorandom bit-wise interleaver performing as a channel interleaver  $\Lambda$ . Then, the interleaved coded bit stream  $c_i$ , is fed to a serial-to-parallel converter. After the converter divides and collects the stream into groups of  $TR_m$  bits, denoted by  $\bar{c}_k$ , each of them is mapped into the corresponding space-time code  $G_k$  from the set  $\mathbf{G}$  by the space-time mapper based on the Gray mapping. Finally, these space-time codes are differentially encoded by the differential encoder (DE) before transmitted through the MIMO channels.

### 3.3. Receiver structure

The block diagram of the receiver is depicted in Fig. 3. In demodulation/decoding process, the channel metric computation unit receives the observations  $Y_0, Y_1, \dots, Y_k, \dots, Y_K$  and calculates the channel metric [1]

$$M_k(G_k) = \Pr(Y_k, Y_{k-1} | G_k) \cong \exp(const \cdot \text{Re}\{\text{Tr}\{G_k Y_k^* Y_{k-1}\}\}) \quad (6)$$



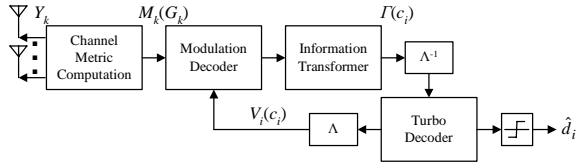


Fig. 3. A block diagram of the receiver

where  $const$  is  $2M\rho_M/(1+2M\rho_M)$ ,  $\text{Re}\{\}$  denotes the real part, and  $\text{Tr}\{\}$  denotes the trace. Next, the modulation decoder uses the channel metric and the extrinsic information of coded bits  $V_i(c_i)$  from turbo decoder, to calculate the joint probabilities  $\text{Pr}(Y_k, Y_{k-1}, G_k)$ . Then the information transformer converts this symbol-level information of each space-time code to the appropriate bit-level channel metrics for the turbo decoder by marginalization and division as follows.

$$\begin{aligned} \Gamma(c_i) &= A_i \cdot \sum_{G_k: c_i} \text{Pr}(Y_k, Y_{k-1}, G_k) / V_i(c_i) \\ &= A_i \cdot \sum_{G_k: c_i} M_k(G_k) P_{pri}(G_k) / V_i(c_i) \\ &= A_i \cdot \sum_{G_k: c_i} [M_k(G_k) \sum_{c_l, l \neq i: G_k} V_l(c_l)] \quad (7) \end{aligned}$$

where  $G_k : c_i$  means all possible codes  $G_k$  of the set  $\mathbf{G}$  into which the coded bit  $c_i$  at time index  $i$  is mapped,  $c_i : G_k$  means all possible coded bits  $c_i$  which are mapped into the code  $G_k$ ,  $A_i$  is the normalization constant, and  $P_{pri}(G_k)$  is *a priori* information of the space-time code  $G_k$ . After this bit-level information is deinterleaved, the deinterleaved extrinsic information stream is fed to the turbo decoder which comprises a de-puncturer and a module of two constituent decoders. Then, the turbo decoder generates the extrinsic information  $V_j(\cdot)$  of data and parity bits back to the modulation decoder. To compute the extrinsic information of data bits as well as parity bits, it is necessary to remove the *a priori* information of the bits received from the modulation decoder. The extrinsic information will be used as the *a priori* information of coded bits for the modulator decoder in (7). The extrinsic information of the data and parity bits can be expressed as

$$\tilde{V}_j(d_j) = B_j \sum_{(s', s): d_j} \alpha_{j-1}(s') \tilde{P}_{pri}^2(d_j) \Gamma(p_j^2) \beta_j(s), \quad (8)$$

$$V_j(p_j^1) = C_j \sum_{(s', s): p_j^1} \alpha_{j-1}(s') P_{pri}^1(d_j) \Gamma(d_j) \beta_j(s), \quad (9)$$

and

$$V_j(p_j^2) = D_j \sum_{(s', s): p_j^2} \alpha_{j-1}(s') \tilde{P}_{pri}^2(d_j) \tilde{\Gamma}(d_j) \beta_j(s) \quad (10)$$

where  $B_j$ ,  $C_j$  and  $D_j$  are normalization constants;  $s'$  and  $s$  are respectively the starting and ending states of a branch of the considering constituent decoder, associated with the data bit  $d_j$ ;  $p_j$  is the parity bit; the superscripts '1' and '2' indicate the number of the constituent decoder. It should be noted that the extrinsic information of data bits for the modulation decoder is calculated by the second constituent

decoder in (8). The  $\alpha_{j-1}(s')$  and the  $\beta_j(s)$  are the recursive forward and backward probabilities respectively in the BCJR algorithm. A sequence  $\tilde{A}$  is an interleaved version of the sequence  $A$  performed by the parallel concatenation interleaver (PCI) of the turbo encoder.

#### 4. OUR MODIFIED SYSTEM

In this section, we demonstrate our modified system. The modulation decoder in Fig. 3 is replaced by the APP demodulator. This block calculates the *a posteriori* probabilities  $\text{Pr}(G_k | Y_0^K)$  of all space-time codes  $G_k$  for the turbo decoder, based on the trellis structure of the differential encoder. Because differential encoding can be represented by the trellis diagram, the BCJR algorithm can be applied in this system.

The formulae of this APP demodulator consisting of the recursive forward probabilities  $\alpha_k(X_k)$ , the recursive backward  $\beta_k(X_k)$  probabilities and *a posteriori* probabilities of the message  $\text{Pr}(G_k | Y_0^K)$  are given as follows

$$\alpha_k(X_k) = E_k \cdot \sum_{X_{k-1}} \alpha_{k-1}(X_{k-1}) P_{pri}(G_k) M_k(G_k) \cdot \text{Pr}(X_k | X_{k-1}, G_k) \quad (11)$$

$$\beta_k(X_k) = F_k \cdot \sum_{X_{k+1}} \beta_{k+1}(X_{k+1}) P_{pri}(G_{k+1}) M_{k+1}(G_{k+1}) \cdot \text{Pr}(X_{k+1} | X_k, G_{k+1}) \quad (12)$$

and

$$\text{Pr}(G_k | Y_0^K) = L_k \cdot \sum_{(X_{k-1}, X_k)} \alpha_{k-1}(X_{k-1}) M_k(G_k) \cdot \beta_k(X_k) P_{pri}(G_k) \text{Pr}(X_k | X_{k-1}, G_k) \quad (13)$$

where  $E_k$ ,  $F_k$  and  $L_k$  are normalization constants,  $Y_0^K$  is the sequence of observation, and

$$\text{Pr}(X_k | X_{k-1}, G_k) = \begin{cases} 1, & \text{possible transition,} \\ 0, & \text{otherwise.} \end{cases} \quad (14)$$

It is suitable to assign the values of recursive forward probabilities and recursive backward probabilities at the boundaries as follows

$$\alpha_0(X_0 = X_m) = \begin{cases} 1, & \text{if } X_m \text{ is the reference matrix,} \\ 0, & \text{otherwise,} \end{cases} \quad (15)$$

$$\beta_K(X_K = X_m) = 1/|\mathbf{X}|, \quad \forall X_m \in \mathbf{X}. \quad (16)$$

After we obtained the *a posteriori* probabilities, we can use (7) to compute the bit-level information  $\Gamma(c_i)$  by replacing term  $\text{Pr}(Y_k, Y_{k-1}, G_k)$  with these values. The other parts remain as the conventional method previously described.

#### 5. SIMULATION RESULTS

In this section, the performance of our modified technique is evaluated in comparison to the conventional one.



The two component codes of the turbo code are identical recursive systematic convolutional codes with the forward polynomial as  $1+D^4$  and the feedback polynomial as  $1+D+D^2+D^3+D^4$ . The turbo encoder employs a uniformly pseudorandom interleaver as a PCI. The block size  $N_{inf}$  is 3000 information bits, and the encoding rate is  $1/2$ . The channel interleaver is also uniformly pseudorandom interleaver with size 6012. We use the quaternary code [1] as our space-time code. The performance was evaluated in two cases: normalized fading time constant 1)  $T_s/T_f = 0.06$  and 2)  $T_s/T_f = 0.1$ .

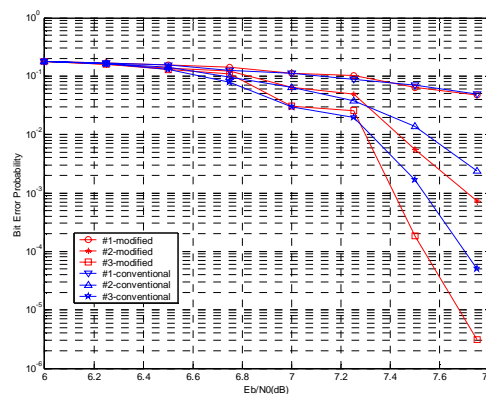
Figs. 4 and 5 demonstrate the BER of our modified technique and the original technique. When fading is slow, i.e.,  $T_s/T_f = 0.06$ , given in Fig. 4, it can be seen that in high value of  $E_b/N_0$  our graphs fall steeply than the original ones. However, the performance of our technique doesn't have significant improvement comparing to that of the conventional technique in fast fading  $T_s/T_f = 0.1$ . The reason is that the metric calculation (6) doesn't take advantage of the time diversity efficiently. It also shows that with the increase of iteration times, the performance is enhanced and exhibits steep slope as turbo principle.

## 6. CONCLUSION

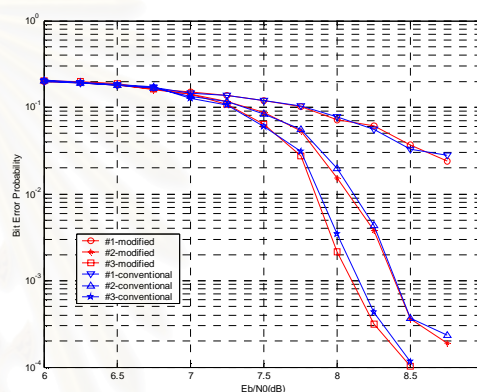
The turbo coded space-time modulation system was investigated. We proposed the modified technique for iterative decoding of concatenation of turbo codes and unitary space-time group codes. This approach takes more advantage of the system by deploying the space-time codes having trellis structure of differential modulation. The extrinsic information of modulation symbols is computed from the trellis diagram by using the APP demodulator. The simulation results show that our modified technique performs better than the conventional method at the expense of more complexity. Our decoding module should have performed much better, if we had made use of the prediction like the linear prediction. Hence, the next step in our study is to examine how we can efficiently exploit it in the multiple-antenna system, and also involve it in our decoding method.

## 7. REFERENCES

- [1] B. L. Hughes, "Differential space-time modulation," *IEEE Trans. Inform. Theory*, vol. 46, pp. 2567–2578, Nov. 2000.
- [2] B. M. Hochwald and T. L. Marzetta, "Unitary Space-time modulation for multiple-antenna communication in Rayleigh flat fading," *IEEE Trans. Inform. Theory*, vol. 46, pp. 543–564, Mar. 2000.
- [3] V. Tarokh and H. Jafakhani, "A differential detection scheme for transmit diversity," *IEEE J. Select. Areas Commun.*, vol. 18, pp. 1169–1174, July 2000.



**Fig. 4.** Performance comparison between our modified and the conventional techniques with  $T_s/T_f = 0.06$



**Fig. 5.** Performance comparison between our modified and the conventional techniques with  $T_s/T_f = 0.1$

- [4] I. Bahceci and T. M. Duman, "Combined turbo coding and unitary space-time modulation," *IEEE Trans. Commun.*, vol. 50, no. 8, pp. 1244–1249, Aug. 2002.
- [5] A. Steiner, M. Peleg, and S. Shamai(Shitz), "Iterative decoding of space-time differentially coded unitary matrix modulation," *IEEE Trans. Signal Processing*, vol. 50, pp. 2385–2395, Oct. 2002.
- [6] G. Montorsi and S. Benedetto, "Design of fixed-point iterative decoders for concatenated codes with interleavers" *IEEE J. Select. Areas Commun.*, vol. 19, no.5, pp. 871–881, May 2001.
- [7] S. Benedetto, D. Divsalar, G. Montorsi, and F. Pollara, "Serial concatenation of interleaved codes : performance analysis, design, and iterative decoding," *IEEE Trans Inform. Theory*, vol. 44, no. 3, pp. 909–926, May 1998.
- [8] I. E. Telatar, "Capacity of multi-antenna Gaussian channels," AT&T Bell Labs, Internal Tech. Memo, June 1995.
- [9] C. Berro, A. Glavieux, and P. Thitimajshima, "Near Shannon limit error-correcting and decoding : turbo codes," in *Proc. IEEE Int. Conf. Commun. (ICC'93)*, Geneva, Switzerland, May 1993, pp. 1064–1070.

## ประวัติผู้เขียนวิทยานิพนธ์

นายปรมินทร์ แสงวงษ์งาม เกิดเมื่อวันที่ 20 พฤศจิกายน พ.ศ. 2522 ที่ กรุงเทพมหานคร ได้เข้ารับการศึกษามหาบัณฑิต สาขาวิศวกรรมศาสตรบัณฑิต ณ มหาวิทยาลัยสงขลานครินทร์ ในปีการศึกษา 2540 และสำเร็จการศึกษาปริญญาวิทยาศาสตรบัณฑิต สาขาวิชาวิศวกรรมไฟฟ้า เกียรตินิยมอันดับหนึ่ง ในปีการศึกษา 2543 จากนั้นจึงเข้าศึกษาต่อในหลักสูตรวิทยาศาสตรมหาบัณฑิต สาขาวิชาวิศวกรรมไฟฟ้า ณ จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย ในปีการศึกษา 2544



สถาบันวิทยบริการ  
จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย