

การควบคุมการตอบรับการเรียกโดยใช้ความน่าจะเป็นจำกัดการเข้าถึงในโครงข่ายหลายบริการ



นายอักรเดช บุคคผลประเสริฐ

สถาบันวิทยบริการ
จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย
วิทยานิพนธ์นี้เป็นส่วนหนึ่งของการศึกษาตามหลักสูตรปริญญาวิศวกรรมศาสตรมหาบัณฑิต

สาขาวิชาวิศวกรรมไฟฟ้า ภาควิชาวิศวกรรมไฟฟ้า

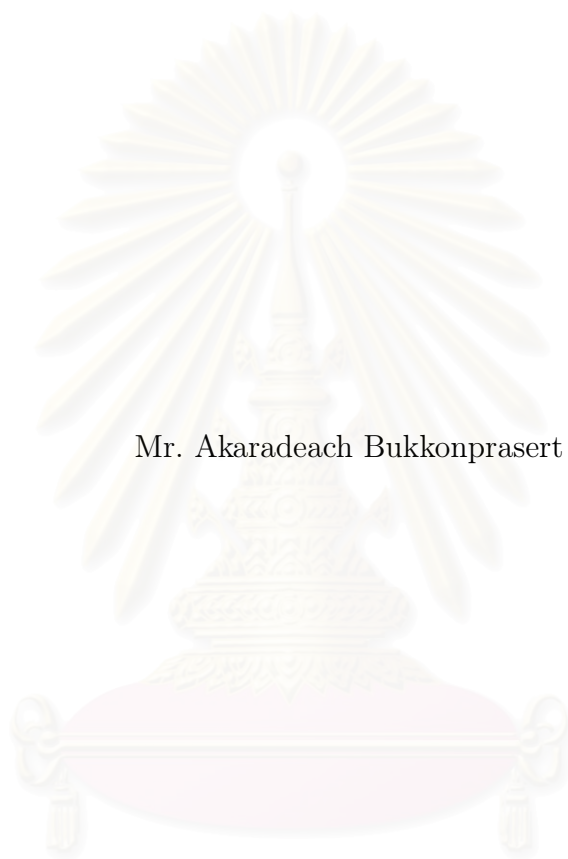
คณะวิศวกรรมศาสตร์ จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย

ปีการศึกษา 2546

ISBN: 974-17-4296-7

ลิขสิทธิ์ของจุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย

CALL ADMISSION CONTROL USING LIMITED ACCESS PROBABILITY
IN MULTISERVICE NETWORK



Mr. Akaradeach Bukkonprasert

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

Academic Year 2003

ISBN: 974-17-4296-7

อักษรเดช บุคคลประเสริฐ : การควบคุมการตอบรับการเรียกโดยใช้ความน่าจะเป็นจำกัดการเข้าถึงในโครงข่ายหลายบริการ (CALL ADMISSION CONTROL USING LIMITED ACCESS PROBABILITY IN MULTISERVICE NETWORK) อ.ที่ปรึกษา : รศ. ดร.ลัญจกร วุฒิสัทติกุล
กิจ, อ.ที่ปรึกษาร่วม : อาจารย์ ดร.เชาวน์ดิศ อัสวกุล, 77 หน้า. ISBN: 974-17-4296-7.

วิทยานิพนธ์นี้เสนอการควบคุมการตอบรับการเรียกในรูปแบบใหม่ ซึ่งสามารถจัดลำดับความสำคัญของทราฟฟิกที่มีลักษณะแตกต่างกัน ในระบบที่ให้บริการหลายแบบ โดยมุ่งหวังให้มีการใช้ประโยชน์ของข่ายเชื่อมโยงสูงสุดและยังรักษาระดับของคุณภาพการบริการได้ตามต้องการ โดยใช้แนวคิดของความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึง เพื่อควบคุมสัดส่วนความน่าจะเป็นของการบล็อกให้ได้ตามต้องการ ซึ่งมีความแม่นยำและความยืดหยุ่นที่สูงขึ้น การควบคุมการตอบรับการเรียกที่เสนอนี้สามารถแบ่งได้เป็น 3 แนวทางคือ 1) การจำกัดการเข้าถึงด้วยความน่าจะเป็นคงที่ (Fixed Limited Access Probability: FLAP) 2) การจำกัดการเข้าถึงด้วยความน่าจะเป็นที่ขึ้นกับสถานะของระบบ (State Dependent Limited Access Probability: SDLAP) และ 3) การจำกัดการเข้าถึงด้วยความน่าจะเป็นที่ขึ้นกับการครอบครองความจุของระบบ (Occupancy Dependent Limited Access Probability: ODLAP) การวิเคราะห์สมรรถนะของวิธีที่เสนอมานี้จะเปรียบเทียบกับวิธีการตอบรับการเรียกด้วยวิธีการจองทรัพยากรแบบดั้งเดิมที่สัดส่วนความน่าจะเป็นของการบล็อกเดียวกัน การวิเคราะห์การควบคุมการตอบรับการเรียกที่เสนอจะใช้ทั้งแบบจำลองทางคณิตศาสตร์และการจำลองแบบทางคอมพิวเตอร์ พร้อมทั้งเสนอเทคนิคการประมาณค่าเพื่อลดความซับซ้อนในการคำนวณ

ผลการทดสอบพบว่า การตอบรับการเรียกโดยใช้ความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึงทั้ง 3 วิธี สามารถควบคุมสัดส่วนความน่าจะเป็นของการบล็อกเป็นค่าใดก็ได้ตามที่ต้องการ ในแง่ของสมรรถนะการใช้ข่ายเชื่อมโยงวิธี ODLAP มีประสิทธิภาพที่ดีใกล้เคียงกับวิธีการจองทรัพยากร โดยให้ค่าการใช้ประโยชน์ข่ายเชื่อมโยงสูงกว่าวิธี FLAP ได้ถึง 14% และสูงกว่าวิธี SDLAP ถึง 11% แต่ในแง่ของความซับซ้อนของการคำนวณ พบว่าการหาค่าความน่าจะเป็นในการจำกัดการเข้าถึงที่เหมาะสมของ FLAP มีความซับซ้อนต่ำกว่าวิธีอื่น ๆ ซึ่งมีความซับซ้อนเพียง $O(Ck)$ โดยที่ C คือความจุของข่ายเชื่อมโยงและ k คือจำนวนชนิดของทราฟฟิก ในการทดสอบความแม่นยำของการประมาณค่าของวิธีที่เสนอมานี้พบว่าค่าความน่าจะเป็นของการบล็อกที่ได้จากการประมาณมีแนวโน้มเหมือนกับค่าที่ได้จากการจำลองแบบด้วยคอมพิวเตอร์ในช่วงความมั่นใจ 95%

ภาควิชา	วิศวกรรมไฟฟ้า	ลายมือชื่อนิติ
สาขาวิชา	วิศวกรรมไฟฟ้า	ลายมือชื่ออาจารย์ที่ปรึกษา
ปีการศึกษา	2546	ลายมือชื่ออาจารย์ที่ปรึกษาร่วม

447 06521 21 : MAJOR ELECTRICAL ENGINEERING

KEY WORD: CALL ADMISSION CONTROL/ MULTISERVICE / PRIORITISATION / BLOCKING PROBABILITY RATIO.

AKARADEACHBUKKONPRASERT : CALL ADMISSION CONTROL USING LIMITED ACCESS PROBABILITY IN MULTISERVICE NETWORK. THESIS ADVISOR: ASSOC. PROF. LUNCHAKORN WUTTISITTIKULKIJ, Ph.D., THESIS COADVISOR: CHAODIT ASWAKUL, Ph.D., 77 pp. ISBN: 974-17-4296-7.

This thesis presents a new call admission control (CAC) scheme that can be used for traffic prioritisation in multiservice systems. The aim is to maximise the link utilisation while maintaining the quality of service (QoS) at a desired level. To achieve a prior setting for call blocking probability ratios, a more precise and flexible approach are proposed by using the concept of limited access probability. Three schemes of the proposed CAC are investigated, namely (i) Fixed Limited Access Probability (FLAP), (ii) State Dependent Limited Access Probability (SDLAP) and (iii) Occupancy Dependent Limited Access Probability (ODLAP). The performances of proposed CAC are compared with the conventional trunk reservation at the same blocking probability ratio. Both mathematical analysis and computer simulation are here employed to quantify the performance of proposed CAC. In addition, the numerical techniques are proposed in order to reduce the involved computation complexity.

The reported experiments show that all the three CAC schemes can achieve any arbitrary blocking probability ratio. Further, it is found that the link utilisation obtained from ODLAP is at least as good as that obtained from the conventional trunk reservation; the level of achievement is up to 14% higher than that of FLAP and 11% higher than that of SDLAP. However, in terms of computational complexity, FLAP requires much less than other schemes. In particular, the complexity of FLAP is $O(Ck)$ where C denotes the link capacity and k denotes the number of traffic types. For the accuracy of proposed numerical techniques and analytical model, it is found that the approximated call blocking probability is generally in good agreement with 95 % confident interval of computer simulation.

Department	Electrical Engineering	Student's signature
Field of study	Electrical Engineering	Advisor's signature
Academic year	2003	Co-advisor's signature

กิตติกรรมประกาศ

วิทยานิพนธ์ฉบับนี้สำเร็จลุล่วงไปได้ด้วยความช่วยเหลือของ รศ. ดร.ลัญจกร วุฒิสัทธาธิกุลกิจ อาจารย์ที่ปรึกษาวิทยานิพนธ์และอาจารย์ ดร.เชาวน์ดิศ อัสวกุล อาจารย์ที่ปรึกษาวิทยานิพนธ์ร่วม ซึ่งได้ให้คำแนะนำและข้อคิดเห็นต่างๆ ตลอดช่วงเวลาในการทำวิจัย ผู้วิจัยจึงขอกราบขอบคุณมา ณ ที่นี้

ขอขอบคุณจุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัยและคณะกรรมการ คณะบุคคล ศาสตราจารย์ ดร.ประสิทธิ์ ประพัฒมงคลการที่มอบทุนสนับสนุนการนำเสนอผลงานทางวิชาการในต่างประเทศและขอบคุณศูนย์เชี่ยวชาญเฉพาะด้านเทคโนโลยีโทรคมนาคม ภาควิชาวิศวกรรมไฟฟ้า คณะวิศวกรรมศาสตร์ สถาบันที่ทำการวิจัย รวมถึงเพื่อนพี่น้องนิสิตที่มีส่วนช่วยเหลือให้ข้อคิดเห็น คำแนะนำและกำลังใจตลอดระยะเวลาการทำวิจัยอย่างยิ่ง

สุดท้ายนี้ขอขอบคุณบิดา มารดา รวมทั้งพี่น้อง ซึ่งได้ให้การสนับสนุนและเป็นกำลังใจให้แก่ผู้วิจัยเสมอมาจนสำเร็จการศึกษา

สถาบันวิทยบริการ
จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย

สารบัญ

	หน้า
บทคัดย่อภาษาไทย	ง
บทคัดย่อภาษาอังกฤษ	จ
กิตติกรรมประกาศ	ฉ
สารบัญ	ช
สารบัญตาราง	ฌ
สารบัญภาพ	ญ
1 บทนำ	1
1.1 ความเป็นมาและความสำคัญของปัญหา	1
1.2 วัตถุประสงค์ของงานวิทยานิพนธ์	5
1.3 ขั้นตอนดำเนินงาน	5
1.4 ขอบเขตวิทยานิพนธ์	5
1.5 ประโยชน์ที่คาดว่าจะได้รับ	6
2 ความรู้พื้นฐานของการตอบรับการเรียกเข้า	7
2.1 การวัดสมรรถนะ	7
2.2 ความจุสมมูล	8
2.3 การวิเคราะห์ประสิทธิภาพของโครงข่ายที่มีการสูญเสีย (Loss networks)	9
2.4 การคำนวณความน่าจะเป็นในการบล็อกในโครงข่ายหลายบริการ	10
2.5 การจองทรัพยากร	15
2.6 สรุป	16
3 การวิเคราะห์สมรรถนะของ CAC โดยใช้ความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึง	18
3.1 สมมติฐานและพารามิเตอร์ของระบบ	19
3.2 การตอบรับการเรียกเข้าโดยใช้ความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึง (Call Admission Control Using Limited Access Probability)	20
3.2.1 การจำกัดการเข้าถึงด้วยความน่าจะเป็นคงที่ (Fixed Limited Access Probability: FLAP)	21

3.2.2	การจำกัดการเข้าถึงด้วยความน่าจะเป็นที่ขึ้นกับสถานะของระบบ (State Dependent Limited Access Probability: SDLAP)	22
3.2.3	การจำกัดการเข้าถึงด้วยความน่าจะเป็นที่ขึ้นกับการครอบครองความจุของระบบ (Occupancy Dependent Limited Access Probability: ODLAP)	24
3.3	ผลการทดลอง	25
3.4	สรุปผล	34
4	การประมาณในการคำนวณแบบหลายมิติ	36
4.1	การคำนวณค่าความน่าจะเป็นของการบล็อก	37
4.1.1	อัลกอริทึมการเกิดซ้ำของคัพแมนและโรเบิร์ต (Kaufman and Robert's recursive algorithm)	37
4.1.2	การหาค่าความน่าจะเป็นของการบล็อกบนโดเมนไม่เป็นเชิงเส้น	38
4.1.2.1	การประมาณเชิงเส้น (Linear approximation model)	38
4.1.2.2	การวนซ้ำแบบจุดตรึง (Fixed-point iteration)	40
4.1.3	การประมาณความน่าจะเป็นของการบล็อกของ FLAP	41
4.1.4	การประมาณความน่าจะเป็นของการบล็อกของ ODLAP	42
4.2	การหาค่าความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึง	42
4.2.1	การหาค่าความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึงของ FLAP	43
4.2.2	การหาค่าความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึงของ ODLAP	43
4.3	ผลการทดลอง	45
4.4	สรุป	49
5	บทสรุปและข้อเสนอแนะ	53
5.1	บทสรุป	53
5.2	ข้อเสนอแนะ	54
	รายการอ้างอิง	56
	ภาคผนวก	59
ก	พิสูจน์อัลกอริทึมการเกิดซ้ำของคัพแมนและโรเบิร์ต	60
ข	ระเบียบวิธีเชิงตัวเลขสำหรับระบบสมการไม่เป็นเชิงเส้น	62
	บทความทางวิชาการที่ได้รับการเผยแพร่แล้ว	65
	ประวัติผู้เขียนวิทยานิพนธ์	77

สารบัญตาราง

ตารางที่ 3.1	ค่าพารามิเตอร์ของ CAC โดยใช้ความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึง ที่ค่า $\rho_{n1} = 50$ และ $\rho_{n2} = 50$ เปอร์เซ็นต์	26
ตารางที่ 3.2	ค่าพารามิเตอร์ของ CAC โดยใช้ความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึง ที่ค่า $\rho_{n1} = 20$ และ $\rho_{n2} = 80$ เปอร์เซ็นต์	27
ตารางที่ 3.3	ค่าพารามิเตอร์ของ CAC โดยใช้ความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึง ที่ค่า $\rho_{n1} = 80$ และ $\rho_{n2} = 20$ เปอร์เซ็นต์	28
ตารางที่ 3.4	ค่าพารามิเตอร์ของ CAC โดยใช้ความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึง ที่ค่า $\rho_{n1} = 50$ และ $\rho_{n2} = 50$ เปอร์เซ็นต์	32
ตารางที่ 3.5	ค่า γ_i ที่ค่า TR_i ต่าง ๆ โดยกำหนดให้ค่านอร์แมลไลซ์โหลดเท่ากันที่ $\rho_{ni} = 25$ เปอร์เซ็นต์	35
ตารางที่ 4.1	ค่าพารามิเตอร์ของฟังก์ชันความจุสมมูล $G_i(n_i) = \alpha n_i + \beta \sqrt{n_i}$	47
ตารางที่ 4.2	ค่า γ_i ที่ค่า TR_i ต่าง ๆ โดยกำหนดให้ค่านอร์แมลไลซ์โหลดเท่ากันที่ $\rho_{ni} = 15\%$	50
ตารางที่ 4.3	ค่า γ_i ที่ค่า TR_i ต่าง ๆ โดยกำหนดให้ค่านอร์แมลไลซ์โหลดเท่ากันที่ $\rho_{ni} = 25\%$	51
ตารางที่ 4.4	ค่า γ_i ที่ค่า TR_i ต่าง ๆ โดยกำหนดให้ค่านอร์แมลไลซ์โหลดเท่ากันที่ $\rho_{ni} = 30\%$	52

สารบัญญภาพ

รูปที่ 2.1	จ่ายเชื่อมโยงเดี่ยวที่ใช้ CAC แบบการใช้ร่วมกันอย่างบริบูรณ์	10
รูปที่ 2.2	แผนภาพการเปลี่ยนสถานะ	11
รูปที่ 2.3	ความสัมพันธ์ระหว่างค่าความน่าจะเป็นของการบล็อกในระบบหลายบริการกับ ค่าแอร์เมลไลซ์โหลด	14
รูปที่ 2.4	ความสัมพันธ์ระหว่างค่าการใช้ประโยชน์จ่ายเชื่อมโยงในระบบหลายบริการกับ ค่าแอร์เมลไลซ์โหลด	14
รูปที่ 2.5	แผนภาพการเปลี่ยนสถานะเมื่อใช้การจองทริงค์	15
รูปที่ 2.6	ความสัมพันธ์ระหว่างค่าความน่าจะเป็นของการบล็อกในระบบหลายบริการกับ ค่าแอร์เมลไลซ์โหลด เมื่อมีการจองทริงค์	17
รูปที่ 2.7	ความสัมพันธ์ระหว่างค่าการใช้ประโยชน์จ่ายเชื่อมโยงในระบบหลายบริการ กับ ค่าแอร์เมลไลซ์โหลด เมื่อมีการจองทริงค์	17
รูปที่ 3.1	ความสัมพันธ์ของค่าความน่าจะเป็นของการบล็อกกับพารามิเตอร์ TR_1 เมื่อมี ทราฟฟิกสองชนิด	19
รูปที่ 3.2	ระบบจ่ายเชื่อมโยงเดี่ยวที่ใช้ CAC แบบจำกัดการเข้าถึงด้วยค่าความน่าจะเป็น	20
รูปที่ 3.3	กราฟของฟังก์ชัน $p_i(n_i)$ ที่ค่าพารามิเตอร์ V_i และ m_i	23
รูปที่ 3.4	ฟังก์ชันการใช้ประโยชน์จ่ายเชื่อมโยงกับค่า γ_1 ที่ค่า $\rho_{n1} = 50$ และ $\rho_{n2} = 50$ เปอร์เซ็นต์	29
รูปที่ 3.5	ฟังก์ชันการใช้ประโยชน์จ่ายเชื่อมโยงกับค่า γ_1 ที่ค่า $\rho_{n1} = 20$ และ $\rho_{n2} = 80$ เปอร์เซ็นต์	29
รูปที่ 3.6	ฟังก์ชันการใช้ประโยชน์จ่ายเชื่อมโยงกับค่า γ_1 ที่ค่า $\rho_{n1} = 80$ และ $\rho_{n2} = 20$ เปอร์เซ็นต์	30
รูปที่ 3.7	ฟังก์ชันการใช้ประโยชน์จ่ายเชื่อมโยงกับค่า γ_1 ที่ค่า $\rho_{n1} = 50$ และ $\rho_{n2} = 50$ เปอร์เซ็นต์	33
รูปที่ 3.8	ค่าการใช้ประโยชน์จ่ายเชื่อมโยงที่ $\rho_{ni} = 25$ เปอร์เซ็นต์สำหรับทราฟฟิกทุกชนิด โดยที่ $C = 50$ Mbps	35
รูปที่ 4.1	แผนภาพการประมาณค่า $G_i(n_i)$ ด้วยการประมาณเชิงเส้น $G_{i(apx)}(n_i)$	39
รูปที่ 4.2	ความจุสมมูลในรูปของฟังก์ชัน $G_i(n_i) = \alpha n_i + \beta \sqrt{n_i}$	47

รูปที่ 4.3 ความน่าจะเป็นของการบล็อกที่ $\gamma = [10, 7, 3, 1]$ 48

รูปที่ 4.4 ค่าการใช้ประโยชน์จ่ายเชื่อมโยงที่ $\rho_{ni} = 15\%$ สำหรับกราฟฟิกทุกชนิด 50

รูปที่ 4.5 ค่าการใช้ประโยชน์จ่ายเชื่อมโยงที่ $\rho_{ni} = 25\%$ สำหรับกราฟฟิกทุกชนิด 51

รูปที่ 4.6 ค่าการใช้ประโยชน์จ่ายเชื่อมโยงที่ $\rho_{ni} = 30\%$ สำหรับกราฟฟิกทุกชนิด 52



สถาบันวิทยบริการ
จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย

บทที่ 1

บทนำ

1.1 ความเป็นมาและความสำคัญของปัญหา

ปัจจุบันมนุษย์ได้ให้ความสำคัญกับการสื่อสารเป็นอย่างมาก ดังนั้นจึงได้มีความพยายามที่จะพัฒนาระบบการสื่อสารให้มีความสามารถที่หลากหลายเพื่อตอบสนองความต้องการของผู้ใช้งานได้อย่างทั่วถึง โดยเฉพาะอย่างยิ่งในการสื่อสารผ่านโครงข่ายข้อมูล เพื่อตอบสนองความต้องการที่เพิ่มขึ้น โครงข่ายเหล่านี้จึงได้รับการพัฒนาให้สามารถรองรับการบริการของข้อมูลในรูปแบบที่หลากหลาย เช่น ข้อมูลคอมพิวเตอร์ เสียง ภาพ วิดีโอ และอื่น ๆ อีกมากมาย โครงข่ายข้อมูลที่สามารถตอบสนองความต้องการดังกล่าวเรียกว่า Broadband Integrated Services Digital Network (B-ISDN) ซึ่งโครงข่ายนี้มีด้วยกันในหลายรูปแบบตัวอย่างเช่น โครงข่าย ATM (Asynchronous Transfer Mode) และโครงข่ายของ IPng (Internet Next Generation) เพื่อให้โครงข่ายข้อมูลสามารถรองรับบริการที่หลากหลาย และตอบสนองการความต้องการของผู้ใช้ที่เพิ่มขึ้นอย่างรวดเร็วได้อย่างมีประสิทธิภาพ จึงต้องมีการจัดสรรทรัพยากรโครงข่าย โดยที่ยังสามารถรักษาระดับคุณภาพการบริการ (Quality of Service: QoS) ให้เป็นไปตามที่ผู้ใช้งานต้องการ หรือตามข้อตกลงที่ผู้ให้บริการรับประกันไว้ในเบื้องต้น

อย่างไรก็ตามเนื่องจากทราฟฟิกในโครงข่ายมีหลายประเภท ทำให้ระดับ QoS และคุณลักษณะของทราฟฟิกแต่ละชนิดมีความแตกต่างกันไปในบริการแต่ละประเภท ซึ่งอาจทำให้เกิดปัญหาการจัดสรรทรัพยากรในระบบดังที่แสดงใน [1], [2] ปัญหาดังกล่าวเป็นปัญหาที่สำคัญและทำลายเป็นอย่างมาก เนื่องจากทรัพยากรในโครงข่ายเป็นส่วนสำคัญที่ต้องคำนึงถึงเป็นอันดับแรกในการออกแบบและจัดการโครงข่าย ทางแก้หนึ่งหนึ่งของปัญหานี้สามารถทำได้โดยการใช้การควบคุมการตอบรับการเรียก (Call Admission Control: CAC) ที่สามารถควบคุมลำดับการเข้าใช้ทรัพยากรในโครงข่ายบริการแต่ละชนิดได้ หรืออีกนัยหนึ่งคือมีการจัดลำดับความสำคัญของบริการในโครงข่าย

หน้าที่ของ CAC คือตัดสินใจว่าจะรับการเรียก (call) ที่เข้ามาในโครงข่ายหรือไม่ เนื่องจากโครงข่ายแบบ connection-oriented ก่อนการส่งข้อมูลผ่านโครงข่าย การเรียกต้องถูกกำหนดเส้นทางระหว่างผู้รับและผู้ส่งขึ้นมาก่อน เส้นทางนี้อาจจะต้องผ่านสวิตช์หลายตัว และสวิตช์แต่ละตัวนี้จะต้องจัดสรรทรัพยากรไว้กับการเรียกที่สร้างขึ้นใหม่ ในสวิตช์แต่ละตัวจะมี CAC เพื่อทำหน้าที่ตัดสินใจว่าจะรับการเรียกที่เข้ามาใหม่หรือไม่ โดยใช้หลักในการตัดสินใจพื้นฐานดังนี้

- การเรียกที่เข้ามาใหม่มีผลกระทบต่อ QoS ของการเรียกที่มีอยู่แล้วในสวิตช์หรือไม่

- สวิตช์สามารถให้ QoS ได้ตามที่เรียกที่เข้ามาใหม่ร้องขอหรือไม่

สิ่งที่สำคัญที่สุดและเป็นพื้นฐานของ CAC ของทุกรูปแบบคือ การตัดสินใจได้อย่างเหมาะสมและรวดเร็ว เพื่อให้มีการใช้โครงข่ายได้อย่างมีประสิทธิภาพ และตอบสนองต่อการร้องขอได้อย่างทันที่ ทั้งนี้ นั้นหมายความว่า CAC ต้องสามารถจัดสรรความจุให้กับการเรียกที่เข้ามาได้อย่างเหมาะสม การจัดสรรค่าความจุนั้นสามารถทำได้หลายวิธี รูปแบบที่ง่ายที่สุดในการจัดสรรความจุคือ การจัดสรรแบนด์วิดท์ตามอัตราสูงสุด (peak rate bandwidth allocation) การจัดสรรความจุแบบนี้ อาจทำให้ประสิทธิภาพข่ายเชื่อมโยงไม่ดีเท่าที่ควร แต่ข้อดีของการจัดสรรแบนด์วิดท์อัตราสูงสุดคือการตัดสินใจรับการต่อถึงกันใหม่สามารถทำได้ง่าย การจัดสรรอีกประเภทหนึ่งคือการจัดสรรเชิงสถิติ (statistical allocation) หรือการจัดสรรโดยใช้ความจุสมมูล (equivalent capacity) (ตัวอย่างเช่น [3], [4], [5], [6]) ซึ่งความจุของการต่อถึงกันใหม่ไม่ได้ถูกจัดสรรจากอัตราสูงสุดแต่จะจัดสรรความจุให้มากเพียงพอที่ทำให้การเรียกนั้นได้ QoS ตามต้องการ การจัดสรรเช่นนี้ ทำให้สามารถเพิ่มการใช้ประโยชน์ของข่ายเชื่อมโยง

ดังที่กล่าวไว้ในตอนต้น สำหรับโครงข่ายความเร็วสูงในปัจจุบัน CAC ไม่เพียงแต่ต้องสามารถตอบรับการเรียกที่เข้ามาได้อย่างเหมาะสม แต่ CAC ต้องคำนึงถึงลำดับความสำคัญของการเรียกแต่ละชนิดที่เข้ามาด้วย จากเหตุผลดังกล่าวจึงได้มีการวิจัยในอดีตหลายงานได้เสนอแบบแผนของ CAC ในหลายลักษณะที่สามารถจัดลำดับความสำคัญระหว่างทราฟฟิกชนิดต่าง ๆ ได้ ดังตัวอย่างเช่น วิธีการแบ่งส่วนอย่างบริบูรณ์ (complete partitioning policy) [7], [8], [9] ซึ่งใช้หลักการแบ่งความจุของช่องสัญญาณเป็นส่วนย่อย ๆ และกำหนดความจุที่ถูกแบ่งในแต่ละส่วนให้กับทราฟฟิกแต่ละชนิดใช้งาน ถ้ากำหนดให้มีทราฟฟิกจำนวน k ชนิด และให้ความจุของข่ายเชื่อมโยง $C = \sum_{i=1}^k C_i$ โดยที่ C_i เป็นความจุข่ายเชื่อมโยงที่แบ่งให้ทราฟฟิกชนิดที่ i แล้ว การเรียกของทราฟฟิกชนิดที่ i จะถูกตอบรับทราบเท่าที่การใช้งานความจุข่ายเชื่อมโยงของทราฟฟิกชนิดที่ i ไม่เกินค่า C_i ในการควบคุมลำดับความสำคัญของทราฟฟิกโดยวิธีการแบ่งส่วนอย่างบริบูรณ์นั้นทำได้โดยปรับค่าความจุ C_i ของทราฟฟิกแต่ละชนิด ข้อดีประการหนึ่งของวิธีการแบ่งส่วนอย่างบริบูรณ์คือการวิเคราะห์ประสิทธิภาพสามารถทำได้โดยง่าย เพราะสามารถนำเอาสูตรของเออร์แลง (Erlang loss formula) มาประยุกต์ใช้ได้โดยตรง อย่างไรก็ตาม เนื่องจากค่า C_i ($i = 1, \dots, k$) เป็นค่าที่ถูกกำหนดไว้ตายตัวล่วงหน้าวิธีการแบ่งส่วนอย่างบริบูรณ์ อาจทำให้เกิดผลเสียขึ้นได้เมื่อค่าการจัดสรรความจุกับปริมาณของทราฟฟิกชนิดต่าง ๆ ไม่เหมาะสม ซึ่งส่งผลให้ประสิทธิภาพการใช้ข่ายเชื่อมโยงลดลง การหลีกเลี่ยงปัญหาดังกล่าวอาจทำได้โดย กำหนดให้ค่าจัดสรรความจุสามารถปรับเปลี่ยนไปตามสถานะของโครงข่าย อย่างไรก็ตามการปรับเปลี่ยนที่ไม่เหมาะสมอาจนำไปสู่ความไม่มีเสถียรภาพ

ของระบบ และประสิทธิภาพในการใช้งานลดต่ำลงได้โดยง่าย [10]

วิธีการแบ่งตามพิกัดคอนเวกซ์ (coordinate convex policies) ตัวอย่างเช่น [11], [12] เป็นวิธีที่มีความยืดหยุ่นกว่าวิธีการแบ่งส่วนอย่างบริบูรณ์ วิธีการนี้จะกำหนดให้ S เป็นปริภูมิสถานะของข่ายเชื่อมโยง และให้ $\mathbf{n} = (n_1, \dots, n_k)$ เป็นสถานะของข่ายเชื่อมโยง โดยที่ n_i ($i = 1, \dots, k$) คือจำนวนการต่อถึงกันของทราฟฟิกที่ i การจัดลำดับความสำคัญของวิธีการแบ่งตามพิกัดคอนเวกซ์ จะกำหนดเซตของพิกัดคอนเวกซ์ เป็น $\Omega \subseteq S$ ซึ่งเซตดังกล่าวมีคุณสมบัติดังนี้ ถ้า $\mathbf{n} \in \Omega$ และ $n_i > 0$ แล้ว $\mathbf{n} - \mathbf{e}_i \in \Omega$ (\mathbf{e}_i เป็นเวกเตอร์ขนาด k มิติที่ประกอบด้วย 0 เท่านั้นยกเว้นตัวที่ i ที่เป็น 1) วิธีนี้จะตอบรับการเรียกเสมอตราบที่สถานะของข่ายเชื่อมโยง \mathbf{n} ยังคงอยู่ใน Ω จากเงื่อนไขดังกล่าวทำให้วิธีการนี้ครอบคลุมถึงวิธีการแบ่งส่วนอย่างบริบูรณ์ (โดยการกำหนด Ω เป็นรูปบล็อกที่สอดคล้องกับการจัดสรรค่าความจุ C_1, \dots, C_k)

สิ่งที่น่าสนใจอีกประการหนึ่งของวิธีการแบ่งตามพิกัดคอนเวกซ์คือ เมื่อให้การเรียกเข้าเป็นกระบวนการแบบปัวส์ซงที่เป็นอิสระต่อกัน (independent Poisson process) และเวลาการบริการมีการแจกแจงแบบเลขชี้กำลัง (exponentially distributed service time) วิธีนี้จะมีผลเฉลยในรูปการคูณ (product-form solution) ซึ่งสามารถใช้เทคนิคผลรวมของมอนติคาร์โล (Monte Carlo summation technique) [13] เพื่อลดความซับซ้อนในการคำนวณอย่างไรก็ตามในการใช้ทางปฏิบัติเซตของปริภูมิสถานะการตอบรับ (หรือการบล็อก) ต้องถูกเก็บไว้ในหน่วยความจำ ซึ่งเซตเหล่านี้จะมีจำนวนมาก ทำให้ต้องใช้หน่วยความจำในการเก็บเซตของพิกัดคอนเวกซ์เป็นจำนวนมาก โดยเป็น $O(C^k)$ โดยที่ C เป็นค่าความจุของข่ายเชื่อมโยงและ k เป็นจำนวนชนิดของทราฟฟิก [10] ถึงแม้ว่าวิธีการแบ่งตามพิกัดคอนเวกซ์จะมีประสิทธิภาพการใช้ข่ายเชื่อมโยงที่สูงกว่าวิธีการแบ่งส่วนอย่างบริบูรณ์ แต่จาก [14, หน้า 122] ได้แสดงไว้ว่า ในระบบที่เป็นข่ายเชื่อมโยงเดี่ยวที่มีทราฟฟิกเพียงสองชนิด และมีความจุสมมูลเป็นเชิงเส้น วิธีการจองทรางค์ (trunk reservation policy) เป็นวิธีที่มีประสิทธิภาพเหนือกว่าวิธีการแบ่งตามพิกัดคอนเวกซ์

วิธีการจองทรางค์เป็นกลไกที่ใช้กันแพร่หลายในโครงข่ายโทรศัพท์ [15] ตามเงื่อนไขของการจองทรางค์ การเรียกที่เข้ามาจะถูกบล็อกเมื่อค่าความจุของทรางค์ที่เหลืออยู่มีค่าต่ำกว่า TR โดยที่ TR เป็นพารามิเตอร์การจองทรางค์ของทราฟฟิกนั้น งานวิจัยในช่วงแรกของการจองทรางค์เน้นไปที่การประยุกต์ใช้งานกับการควบคุมการเข้าใช้ข่ายเชื่อมโยงที่มีชนิดของทราฟฟิกเพียงสองชนิด นั่นคือทราฟฟิกจากเส้นทางตรง (directly routing) และ ทราฟฟิกส่วนเกิน (overflow traffic) ในโครงข่ายโทรศัพท์ที่มีลักษณะการหาเส้นทางอย่างพลวัต (ตัวอย่างเช่น [16], [17], [18]) ในกรณีนี้การวิเคราะห์การเปลี่ยนแปลงของข่ายเชื่อมโยงสามารถใช้กระบวนการเกิดดับในหนึ่งมิติ (one-dimensional birth-death

process) เมื่อให้การเรียกเป็นกระบวนการแบบปัวซองที่เป็นอิสระต่อกันและเวลาการบริการมีการแจกแจงแบบเลขยกกำลัง และการเกิดซ้ำอย่างง่าย (recursion) ที่เสนอโดย [16] ซึ่งมีประสิทธิภาพในการคำนวณเพียงพอต่อการหาค่าความน่าจะเป็นในการบล็อกของทราฟฟิกทั้งสองชนิด

เนื่องจากความสำเร็จของการจองทังก์ในโครงข่ายโทรศัพท์ งานวิจัยหลายงานได้ขยายกรอบความคิดของการจองทังก์ไปสู่สถานะของบริการหลายรูปแบบ (เช่น [10], [19], [20]) โดยมีเป้าหมายเพื่อรับมือกับการบล็อกทราฟฟิกที่แตกต่างกัน โดยอาจปรับได้ในสองแนวทางคือ 1) การทำให้ความน่าจะเป็นของการบล็อกทราฟฟิกชนิดต่าง ๆ มีค่าเท่ากัน (blocking equalisation) เพื่อให้ทราฟฟิกทุกชนิดบนโครงข่ายมีระดับความสำคัญเท่า ๆ กัน 2) การลำดับความสำคัญของทราฟฟิก โดยการเปลี่ยนขนาดทังก์ที่ถูกจองไว้สำหรับทราฟฟิกแต่ละชนิด (blocking prioritisation) ซึ่งทำให้ความน่าจะเป็นของการบล็อกทราฟฟิกแต่ละชนิดแตกต่างกัน แนวทางแรกนั้นพยายามทำให้มีความยุติธรรมในการใช้สายเชื่อมโยงระหว่างทราฟฟิกที่ต่างชนิดกัน [2], [10] ส่วนแนวทางที่สองอาจใช้ในการปรับค่าความน่าจะเป็นของการบล็อกทราฟฟิกที่แตกต่างกันให้สอดคล้องกับค่าธรรมเนียมการใช้งาน หรือระดับ QoS ในแต่ละกลุ่มผู้ใช้ ทั้งนี้การคำนวณหาค่าความน่าจะเป็นของการบล็อกสำหรับสถานะแวดล้อมแบบหลายบริการมีหลายวิธีซึ่งแสดงไว้ใน [10], [19]

แม้ว่าผลการศึกษาที่ผ่านมาจะแสดงถึงประสิทธิภาพการใช้จ่ายเชื่อมโยงที่ยอดเยี่ยมของการจองทังก์ แต่การควบคุมการบล็อกให้ได้ตามต้องการนั้นยังไม่สามารถทำได้อย่างสะดวกและแม่นยำ เนื่องจากการควบคุมความน่าจะเป็นของการบล็อกของวิธีการจองทังก์ทำโดยการกำหนดเซตของปริภูมิสถานะ (state space) ของการตอบรับ (หรือการบล็อก) เซตเหล่านี้เป็นเซตไม่ต่อเนื่อง (discrete set) ดังนั้นในการปรับค่าความน่าจะเป็นของการบล็อกจึงทำได้จำกัด และในบางสถานการณ์การปรับเปลี่ยนค่าการจองเพียงเล็กน้อยทำให้ค่าความน่าจะเป็นของการบล็อกเปลี่ยนแปลงไปอย่างมาก ส่งผลให้ไม่สามารถควบคุมให้ระบบมีสัดส่วนการใช้งานของทราฟฟิกชนิดต่าง ๆ ได้อย่างเหมาะสม ซึ่งส่งผลเสียต่อประสิทธิภาพการใช้จ่ายเชื่อมโยง และความยุติธรรมในการใช้โครงข่าย ดังนั้นวิทยานิพนธ์นี้จึงมีวัตถุประสงค์เพื่อพัฒนาวิธีการตอบรับการเรียกให้มีความยืดหยุ่น และความแม่นยำในการควบคุมมากขึ้น โดยสามารถปรับอัตราส่วนการบล็อกทราฟฟิกแต่ละชนิดได้ตามต้องการ ในขณะที่ยังคงใช้ประโยชน์สายเชื่อมโยงอย่างมีประสิทธิภาพสูงสุด โดยใช้ในการกำหนดค่าความน่าจะเป็นในการจำกัดการเข้าถึงของทราฟฟิกแต่ละชนิด ในการควบคุมความน่าจะเป็นของการบล็อก ในวิทยานิพนธ์นี้จะเรียก CAC แบบนี้ว่า การตอบรับการเรียกเข้าแบบใช้ความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึง (*call admission control using limited access probability*)

1.2 วัตถุประสงค์ของงานวิทยานิพนธ์

เพื่อพัฒนาการควบคุมการตอบรับการเรียกในระบบข่ายเชื่อมโยงเดี่ยว (single-link system) ที่รองรับบริการหลายรูปแบบ ด้วยความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึง (limited access probability) ซึ่งสามารถควบคุมระดับความสำคัญของบริการต่าง ๆ และใช้ข่ายเชื่อมโยงได้อย่างมีประสิทธิภาพ

1.3 ขั้นตอนดำเนินงาน

1. ศึกษา CAC ในรูปแบบต่าง ๆ และแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ที่ผ่านมาในอดีตเพื่อใช้วิเคราะห์ปัญหาและพัฒนาแนวทางในการแก้ไข โดยเน้นไปที่การจัดลำดับความสำคัญของทราฟฟิกชนิดต่าง ๆ ในโครงข่าย
2. เสนอแนวคิดของ CAC โดยใช้ความน่าจะเป็นในการจำกัดการเข้าถึงเพื่อใช้พัฒนาการจัดลำดับความสำคัญในโครงข่ายความเร็วสูงให้มีความยืดหยุ่นและมีประสิทธิภาพมากยิ่งขึ้น จากนั้นวิเคราะห์สมรรถนะของ CAC ที่เสนอผ่านทางแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ และการจำลองแบบด้วยคอมพิวเตอร์ ในเฉพาะกรณีที่มีทราฟฟิกเพียงสองชนิด
3. เสนอแนวทางในการประยุกต์ใช้กรรมวิธีเชิงตัวเลขกับ CAC ที่เสนอในวิทยานิพนธ์นี้ เพื่อลดความซับซ้อนในการคำนวณเพื่อให้สามารถนำไปใช้ในทางปฏิบัติได้
4. สรุปผลและสิ่งที่ค้นพบและจัดทำเล่มวิทยานิพนธ์

1.4 ขอบเขตวิทยานิพนธ์

1. เสนอการควบคุมการตอบรับการเรียกในรูปแบบใหม่ที่มีความสามารถในการจัดลำดับความสำคัญของทราฟฟิกชนิดต่าง ๆ ในโครงข่าย
2. วิเคราะห์และเปรียบเทียบสมรรถนะกับการควบคุมการตอบรับการเรียกแบบวิธีการจองทรัพยากร
3. เสนอกรรมวิธีเชิงตัวเลขสำหรับการควบคุมการตอบรับที่เสนอเพื่อลดความซับซ้อนในการคำนวณ

1.5 ประโยชน์ที่คาดว่าจะได้รับ

สามารถพัฒนาการควบคุมการเรียกเข้าที่สามารถกำหนดระดับความสำคัญของบริการต่าง ๆ ที่สามารถใช้ได้ในทางปฏิบัติ เพื่อใช้ควบคุมความคับคั่งในโครงข่าย และสามารถควบคุมระดับของ QoS ระหว่างบริการต่าง ๆ ได้ตามต้องการ ทำให้สามารถจัดสรรทรัพยากรในโครงข่ายได้อย่างมีประสิทธิภาพ เพื่อให้ผู้ใช้โครงข่ายได้รับบริการที่คุ้มค่า และตรงตามความต้องการของผู้ใช้



สถาบันวิทยบริการ
จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย

บทที่ 2

ความรู้พื้นฐานของการตอบรับการเรียกเข้า

ในบทนี้เป็นการแสดงแนวคิดพื้นฐานในการวิเคราะห์ระบบที่มีการใช้ CAC อย่างง่าย โดยการวิเคราะห์ระบบดังกล่าวจะทำโดยใช้แบบจำลองทางคณิตศาสตร์ ซึ่งต้องทำได้สะดวกและมีความแม่นยำ เพื่อทำให้ง่ายต่อการควบคุมและจัดการ โคร่งข่ายให้ทำงานได้อย่างมีประสิทธิภาพ สำหรับ โคร่งข่ายแบบหลายบริการนั้น ทราฟฟิกของบริการแต่ละชนิดจะถูกแบ่งตามลักษณะของ QoS เนื่องจาก ระดับของ QoS ของบริการแต่ละชนิดจะแตกต่างกันไปขึ้นอยู่กับลักษณะการใช้งาน โดยระดับ QoS นั้นจะถูกกำหนดโดยค่าพารามิเตอร์ต่าง ๆ ที่ใช้วัดสมรรถนะในโคร่งข่าย

2.1 การวัดสมรรถนะ

การวัดสมรรถนะของโคร่งข่ายข้อมูล สามารถวัดได้จากค่าพารามิเตอร์ต่าง ๆ เช่น ความน่าจะเป็นของการบล็อกของการเรียก อัตราการสูญหายของข้อมูล การประวิงเวลาในการส่งข้อมูล ความแปรปรวนของการประวิงเวลา เป็นต้น ค่าเหล่านี้เป็นสิ่งที่ใช้กำหนดระดับ QoS ซึ่งเป็นข้อตกลงกันระหว่างผู้ใช้และผู้ให้บริการที่ตกลงกันก่อนมีการทำการต่อถึงกัน ซึ่งสามารถแบ่งได้เป็นสองระดับคือ ระดับการเรียก และระดับแพ็กเก็ต [2]

- ระดับแพ็กเก็ต เช่นค่าพารามิเตอร์ อัตราการสูญหายของข้อมูล การประวิงเวลาในการส่งข้อมูล ความแปรปรวนของการประวิงเวลา เป็นต้น การกำหนดค่าของพารามิเตอร์ในระดับแพ็กเก็ตนั้น จะมีเงื่อนไขและขอบเขตที่แตกต่างกันขึ้นอยู่กับประเภทของบริการ ในทางปฏิบัติแล้วค่าเหล่านี้มีช่วงค่อนข้างกว้าง เนื่องจาก B-ISDN ต้องรองรับบริการที่หลากหลาย (บริการประเภทวีดีโอคุณภาพสูงต้องการอัตราการสูญหายข้อมูลประมาณ 10^{-9} – 10^{-12} หรือบริการประเภทเสียงต้องการอัตราการสูญหายข้อมูลเพียงแค่ 10^{-4} – 10^{-6}) ซึ่งจะเห็นได้ว่าเป็นการยากที่โคร่งข่ายต้องจัดการกับทราฟฟิกที่มีระดับของบริการที่แตกต่างกันในเวลาเดียวกัน เพื่อให้ง่ายต่อการจัดการ โคร่งข่ายจึงต้องมีการแบ่งประเภทของบริการตามระดับ QoS
- ระดับการเรียก มีค่าพารามิเตอร์คือ ความน่าจะเป็นของการบล็อก ค่าของความน่าจะเป็นของการบล็อกในโคร่งข่ายนั้น ไม่มีหลักการ กำหนดค่าที่แน่นอน เนื่องจากในทางปฏิบัติ ความน่าจะเป็นของการบล็อกที่สูงอาจเกิดขึ้นจากความต้องการแบนด์วิดท์ของบริการแต่ละชนิด [2] ความต้องการแบนด์วิดท์นี้อาจมีค่าตั้งแต่ 40 kbps ถึง 40 Mbps บนข่ายเชื่อมโยง

150 Mbps (ATM) ด้วยเหตุนี้เองจึงมีการแบ่งช่วงความต้องการแบนด์วิดท์ออกเป็นช่วง ๆ เพื่อให้
 ง่ายต่อการกำหนดความน่าจะเป็นของการบล็อก ดังเช่นความต้องการแบนด์วิดท์ที่น้อย ต่ำกว่า
 0.4 Mbps ความน่าจะเป็นของการบล็อกควรต่ำกว่า 10^{-3} ความต้องการแบนด์วิดท์ช่วง 0.4 ถึง
 4 Mbps ความน่าจะเป็นของการบล็อกควรต่ำกว่า 10^{-2} และความต้องการแบนด์วิดท์มากกว่า 4
 Mbps ความน่าจะเป็นของการบล็อกควรต่ำกว่า 10^{-1} เห็นได้ว่าการกำหนดความน่าจะเป็นของ
 การบล็อกของบริการแต่ละประเภทนั้นมีความแตกต่างกันไปลักษณะการใช้งาน

เพื่อให้บรรลุถึงจุดมุ่งหมายของโครงข่ายความเร็วสูงในปัจจุบัน การเรียกแต่ละชนิดที่เข้ามาใน
 โครงข่ายต้องได้รับ QoS ตามต้องการทั้งในระดับการเรียกและระดับแพ็กเก็ต แต่การควบคุมให้
 โครงข่ายทำงานได้ตามเป้าหมายดังกล่าวนี้เป็นปัญหาที่ซับซ้อนและท้าทายอย่างยิ่ง ดังนั้นเพื่อลด
 ความซับซ้อนของปัญหาเราจึงแยกพิจารณาปัญหาออกเป็นสองส่วน โดยแบ่งเป็นส่วนในระดับแพ็กเก็ต
 เกต โดยการรับประกัน QoS ในระดับนี้จะอาศัยแนวคิดของความจุสมมูล (equivalent capacity) หรือ
 แบนด์วิดท์ประสิทธิผล (effective bandwidth) ซึ่งเป็นแนวคิดหนึ่งที่ได้รับการยอมรับและนำไปใช้อย่าง
 กว้างขวาง ส่วนการรับประกัน QoS ในระดับการเรียกจะขึ้นกับการควบคุมการตอบรับการเรียก

2.2 ความจุสมมูล

การจัดสรรความจุให้กับการเรียกที่เข้ามาเพื่อให้ได้ระดับ QoS ตามต้องการนั้นสามารถทำได้หลาย
 วิธี วิธีที่ง่ายที่สุดคือการจัดสรรแบนด์วิดท์ตามอัตราการส่งข้อมูลสูงสุด แต่การจัดสรรความจุแบบ
 นี้มักจะทำให้ประสิทธิภาพการใช้จ่ายเชื่อมโยงลดลง เพราะแหล่งกำเนิดข้อมูลส่วนมากในโครงข่าย
 นั้นมีอัตราส่งข้อมูลที่ไมคงที่ โดยเฉพาะอย่างยิ่งเมื่อแหล่งกำเนิดแบบนี้จำนวนมาก ๆ ถูกมัลติเพล็กซ์
 เิงสถิติ (statistical multiplexing) เข้าด้วยกัน โอกาสที่แหล่งกำเนิดข้อมูลจะส่งข้อมูลด้วยอัตราสูงสุด
 พร้อม ๆ กันยังมีน้อยมาก ดังนั้นการเพิ่มประสิทธิภาพการใช้จ่ายเชื่อมโยงสามารถทำได้โดยกำหนด
 ค่าการจัดสรรความจุให้ต่ำกว่าอัตราการส่งข้อมูลสูงสุด ถึงแม้ว่าผลรวมของความต้องการความจุ
 สูงสุดของแหล่งกำเนิดข้อมูลทั้งหมดเกินความจุข่ายเชื่อมโยง ซึ่งก่อให้เกิดการสูญหาย
 ของแพ็กเก็ต แต่เหตุการณ์นี้เกิดขึ้นด้วยความน่าจะเป็นที่น้อยมากจนสามารถยอมรับได้ ดังนั้นสิ่ง
 สำคัญสำหรับการจัดสรรความจุในระบบที่มีการใช้แหล่งกำเนิดแบบไม่คงที่คือ การกำหนดค่าความจุ
 ที่เหมาะสมให้กับแต่ละการขอใช้แบนด์วิดท์ในแต่ละครั้งเพื่อให้ได้ระดับ QoS ตามที่ต้องการในข่าย
 เชื่อมโยงแต่ก่อน โดยทั่วไปแล้วค่าความจุนี้ควรมีค่าอยู่ระหว่างค่าเฉลี่ยกับค่าสูงสุดของแหล่งกำเนิด
 ทราฟฟิก

จากรายงานทางวิชาการหลาย ๆ งานมีการคำนวณหาค่าความจุนี้ ซึ่งเรียกว่า ความจุสมมูล หรือ

แบนด์วิดท์ประสิทธิภาพ จุดมุ่งหมายของแนวคิดนี้คือ การประมาณบริเวณการตอบรับ (acceptance region) สำหรับใช้เป็นเงื่อนไขในการตัดสินใจของ CAC ซึ่งทำให้การทำงานของ CAC ในโครงข่ายความเร็วสูงมีลักษณะคล้ายกับการทำงานของ CAC ในโครงข่ายสวิตช์วงจร ทำให้ง่ายต่อการวิเคราะห์ในการหาบริเวณการตอบรับของโครงข่ายความเร็วสูงสามารถทำได้ในหลายแนวทาง ตัวอย่างเช่น [3], [4], [5], [6] จากตัวอย่างงานวิจัยที่แสดงมานั้นเห็นได้ว่า วิธีการประมาณค่าความจุสมมูลที่ง่ายต่อการนำไปใช้ และมีความถูกต้องแม่นยำนั้นไม่สามารถทำได้โดยง่าย แต่อย่างไรก็ตามความจุสมมูลก็สามารถใช้เป็นตัวกำหนดขอบเขตของความจุที่ต้องการที่สามารถรับประกันระดับของ QoS ได้และยังสามารถเพิ่มการใช้ประโยชน์ข่ายเชื่อมโยงได้ด้วย

2.3 การวิเคราะห์ประสิทธิภาพของโครงข่ายที่มีการสูญเสีย (Loss networks)

ระบบที่ใช้ CAC จัดเป็นโครงข่ายที่มีการสูญเสียแบบหนึ่ง ดังนั้นการวิเคราะห์สมรรถนะของโครงข่ายส่วนใหญ่มีอิทธิพลมาจากโครงข่ายสวิตช์วงจร (circuit-switched networks) ซึ่งค่าพารามิเตอร์ที่สำคัญอย่างหนึ่งสำหรับ CAC คือความน่าจะเป็นของการบล็อก สำหรับโครงข่ายที่มีการสูญเสียความน่าจะเป็นของการบล็อกการเรียกหรือการสร้างการต่อถึงกัน จะเกี่ยวพันกับเวลาการยึดช่องสัญญาณ (holding time) และอัตราการเรียก ถ้าโครงข่ายตอบรับการเรียก การเรียกนั้นจะเข้ามาใช้ทรัพยากรจากโครงข่ายในช่วงเวลาการยึดช่องสัญญาณ ในทางตรงข้าม ถ้าโครงข่ายปฏิเสธการเรียก การเรียกนั้นจะสูญเสียไปทันที นั่นคือไม่มีการรอคิวของการเรียกที่ถูกบล็อกแล้ว โดยพื้นฐานแล้วการตัดสินใจรับการเรียกหรือไม่จะยึดหลักเกณฑ์จากทรัพยากรของโครงข่ายที่เหลืออยู่ มีเพียงพอที่สามารถรองรับบริการที่จะเข้ามาใหม่หรือไม่

ตัวอย่างของโครงข่ายอย่างง่ายที่มีการสูญเสียคือ ระบบที่มีการสูญเสียของเออร์แลง (Erlang loss system) ซึ่งประกอบด้วยข่ายเชื่อมโยงหนึ่งข่ายเชื่อมโยงที่ถูกเข้าใช้โดยการเรียกเพียงชนิดเดียว โดยการเรียกแต่ละครั้งต้องการวงจรหนึ่งวงจรในโครงข่าย ให้ C เป็นจำนวนวงจรที่มีอยู่ในข่ายเชื่อมโยง โดยการเรียกที่เข้ามาเป็นกระบวนการแบบปัวส์ซงด้วยอัตราเฉลี่ย λ และเวลายึดครองช่องสัญญาณการแจกแจงแบบเลขชี้กำลังด้วยค่าเฉลี่ย $1/\mu$ และเวลาการยึดครองช่องสัญญาณเป็นอิสระจากการเรียกเข้าด้วย จากสมมุติฐานดังกล่าวทำให้ค่าความน่าจะเป็นของการบล็อก B หาได้จากสูตรของเออร์แลง [21]

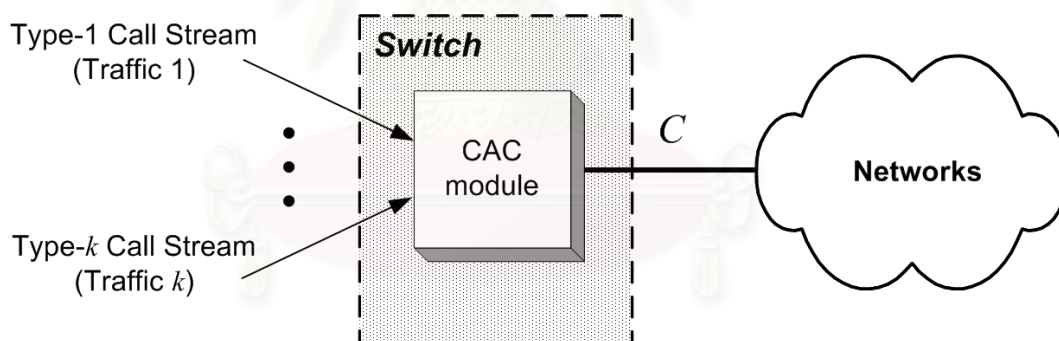
$$B = \frac{(\lambda/\mu)^C / C!}{\sum_{i=0}^C (\lambda/\mu)^i / i!} \quad (2.1)$$

สูตรของเออร์แลงนั้นสนใจเฉพาะกรณีโครงข่ายที่การเรียกแต่ละครั้งต้องการความจุข่ายเชื่อมโยงเท่า

กัน หรือเรียกว่า โครงข่ายอัตราการส่งข้อมูลเดียวที่มีการสูญเสียได้ (single-rate loss networks) นอกจากตัวอย่างที่ยกมาแล้วยังมีรูปแบบอื่นที่มีความซับซ้อนสูงขึ้นไปอีกดังตัวอย่างที่แสดงใน [22], [23] ก็ยังคงอาศัยหลักการคำนวณจากสูตรของเออร์แลง อย่างไรก็ตาม โครงข่ายข้อมูลในปัจจุบันมีความซับซ้อนมากกว่าที่กล่าวมา เนื่องจากอัตราการส่งข้อมูลของการเรียกแต่ละครั้งมีอัตราการส่งข้อมูลไม่เท่ากันและไม่เป็นค่าคงที่ ทำให้การกำหนดจำนวนการต่อถึงกันที่ข่ายเชื่อมโยงรองรับได้นั้นไม่สามารถกำหนดได้โดยตรง

2.4 การคำนวณความน่าจะเป็นในการบล็อกในโครงข่ายหลายบริการ

ในหัวข้อนี้จะเป็นการพัฒนาวิธีคำนวณหาความน่าจะเป็นของการบล็อกในโครงข่ายที่สามารถใช้ได้กับโครงข่ายที่มีบริการหลายแบบ ซึ่งมีแนวความคิดมาจากสูตรของเออร์แลง จากสูตรของเออร์แลงในสมการที่ (2.1) จะเห็นได้ว่าสิ่งที่สำคัญในการหาความน่าจะเป็นของการบล็อกคือ ปริมาณของโหนดที่เข้ามาในระบบและจำนวนของการต่อถึงกันที่ระบบรองรับได้ เมื่อมีจำนวนชนิดของบริการมากขึ้น โครงข่ายต้องรู้ว่าบริการแต่ละชนิดนั้นต้องการใช้ความจุข่ายเชื่อมโยงเท่าใดซึ่งสามารถประมาณได้การใช้ความจุสมมูล



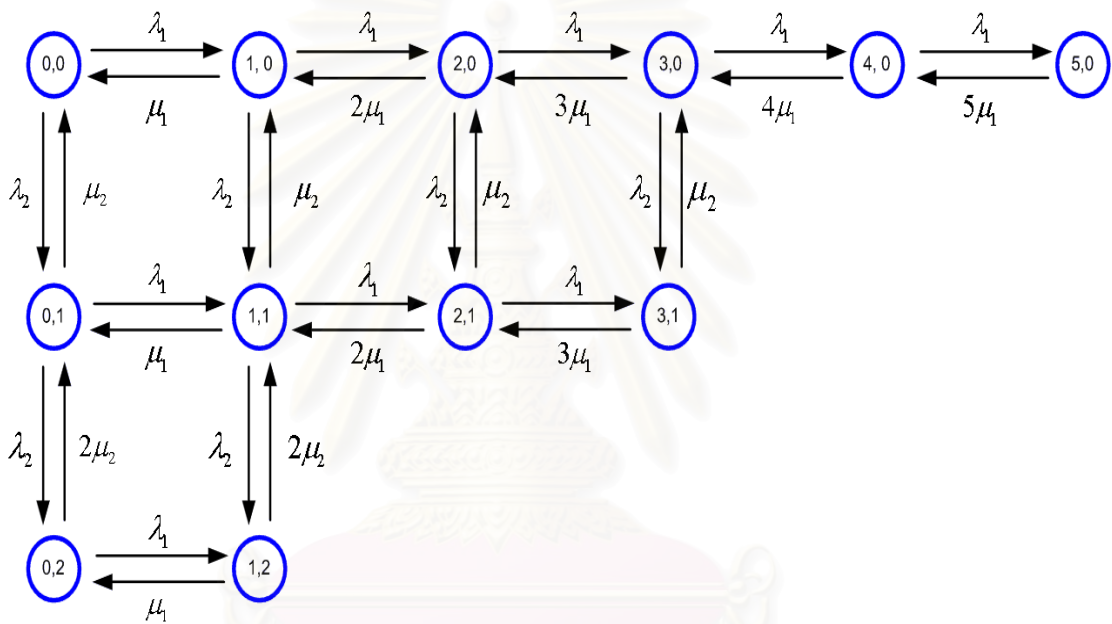
รูปที่ 2.1 ข่ายเชื่อมโยงเดียวที่ใช้ CAC แบบการใช้ร่วมกันอย่างบริบูรณ์

พิจารณาระบบที่เป็นข่ายเชื่อมโยงเดียวที่รองรับทราฟฟิก k รูปแบบ กำหนดให้ C เป็นค่าความจุของข่ายเชื่อมโยง และ i เป็นครรรชนีชนิดของการเรียก ($i = 1, \dots, k$) ให้ $G_i(\cdot)$ เป็นฟังก์ชันความจุสมมูลของทราฟฟิกชนิดที่ i กำหนดให้เวกเตอร์แสดงสถานะของข่ายเชื่อมโยง (link-state vector) มีนิยามดังนี้ $\mathbf{n} \triangleq (n_1, \dots, n_k)$ โดยที่ n_i เป็นจำนวนของการต่อถึงกันชนิดที่ i โดยที่ $G_i(n_i)$ คือความจุสมมูลของการต่อถึงกันชนิดที่ i ที่ต้องการเมื่อมี n_i การต่อถึงกัน การเรียกที่เข้ามาใหม่จะถูกปฏิเสธเมื่อผลรวมของความจุสมมูลที่ขอใหม่และความจุสมมูลของการเรียกที่กำลังดำเนินอยู่เกินความจุข่ายเชื่อมโยงระบบที่มีการควบคุมการตอบรับในลักษณะแบบนี้เรียกว่า การใช้ร่วมกันอย่างบริบูรณ์

(complete sharing) [24] ดังที่แสดงในรูปที่ 2.1 บริเวณการตอบรับของระบบสามารถกำหนดโดยปริภูมิสถานะ (state space: S) ซึ่งนิยามตามสมการ

$$S \triangleq \left\{ \mathbf{n} \in \mathcal{I}^k \mid \sum_{i=1}^k G_i(n_i) \leq C \right\} \quad (2.2)$$

โดยที่ \mathcal{I} เป็นเซตของจำนวนเต็มที่ไม่เป็นลบ รูปที่ 2.2 แสดงตัวอย่างของปริภูมิสถานะแบบหลายมิติตามนิยามในสมการที่ (2.2) โดยกำหนดให้มีทรานฟิสิกเพียงสองชนิด ฟังก์ชันความจุสมมูลเป็น $G_1(n_1) = n_1, G_2(n_2) = 2n_2$ และความจุข่ายเชื่อมโยง $C = 5$



รูปที่ 2.2 แผนภาพการเปลี่ยนสถานะ เมื่อกำหนดให้ $G_1(n_1) = n_1, G_2(n_2) = 2n_2, C = 5$

การหาค่าความน่าจะเป็นของการบล็อกทรานฟิสิกแต่ละชนิดสามารถทำได้ในหลายแนวทาง การใช้ผลเฉลยในรูปของการคูณ [25] เป็นแนวทางหนึ่งที่มีประสิทธิภาพ ซึ่งมีสมมติฐานดังนี้ ให้ระบบที่พิจารณาเป็นกระบวนการสโตแคสติก (stochastic process) ซึ่งมีการเรียกของทรานฟิสิกชนิดที่ i เป็นกระบวนการแบบปัวส์ซงที่มีอัตราเฉลี่ย λ_i โดยทรานฟิสิกแต่ละชนิดเป็นอิสระต่อกัน ระยะเวลายึดครองของสัญญาณของทรานฟิสิกชนิดที่ i มีการแจกแจงแบบเลขชี้กำลังด้วยค่าเฉลี่ย $1/\mu_i$ และเป็นอิสระต่อการเรียก

กำหนดให้ $N_i(t)$ เป็นจำนวนการต่อถึงกันของทรานฟิสิกชนิดที่ i บนข่ายเชื่อมโยงที่เวลา t โดยที่ $\{N_1(t), \dots, N_k(t), t \geq 0\}$ มีฟังก์ชันการแจกแจงความน่าจะเป็นที่สถานะอยู่ตัวเป็น $\pi(\mathbf{n}) =$

$\pi(n_1, \dots, n_k)$ ซึ่งสามารถหาได้จากผลเฉลยในรูปการคูณ

$$\pi(\mathbf{n}) = \begin{cases} \frac{1}{K(S)} \prod_{i=1}^k \frac{\rho_i^{n_i}}{n_i!}, & \mathbf{n} \in S \\ 0, & \mathbf{n} \notin S \end{cases} \quad (2.3)$$

โดยที่ $\rho_i = \lambda_i / \mu_i$ เป็นโหนดของกราฟฟิกชนิดที่ i และค่าคงที่การนอร์มัลไลซ์ $K(S)$ หาได้จาก

$$K(S) = \sum_{\mathbf{n} \in S} \left[\prod_{i=1}^k \frac{\rho_i^{n_i}}{n_i!} \right] \quad (2.4)$$

ความน่าจะเป็นของการบล็อกกราฟฟิกชนิดที่ i (B_i) สามารถหาได้จาก

$$B_i = \sum_{\{\mathbf{n} \in S | \mathbf{n} + \mathbf{e}_i \notin S\}} \pi(\mathbf{n}) \quad \text{โดยที่ } i = 1, \dots, k \quad (2.5)$$

โดยที่ \mathbf{e}_i เป็นเวกเตอร์ขนาด k มิติ มีค่าเป็น 0 ทั้งหมดยกเว้นตัวที่ i เท่านั้นซึ่งมีค่าเป็น 1 จากสมการที่ (2.3), (2.4) และสัจพจน์ของผลบวกความน่าจะเป็น (axiom of addition) ทำให้ความน่าจะเป็นของการบล็อก B_i สามารถเขียนอยู่ในเทอมของค่าคงที่ของการนอร์มัลไลซ์ดังสมการ

$$B_i = 1 - \frac{K(S_i)}{K(S)} \quad \text{โดยที่ } i = 1, \dots, k \quad (2.6)$$

และปริภูมิสถานะ S_i มีนิยามตามสมการ

$$S_i \triangleq \{\mathbf{n} \in S | \mathbf{n} + \mathbf{e}_i \in S\} \quad (2.7)$$

โดยที่ $K(S_i)$ หาได้จากการแทนค่า S_i ลงในสมการ (2.4)

จากตัวอย่างที่แสดงในรูปที่ 2.2 ค่าความน่าจะเป็นของการบล็อกกราฟฟิกแต่ละชนิดคือ

$$B_1 = \pi(1, 2) + \pi(3, 1) + \pi(5, 0) \quad (2.8)$$

และ

$$B_2 = \pi(0, 2) + \pi(1, 2) + \pi(2, 1) + \pi(3, 1) + \pi(4, 0) + \pi(5, 0) \quad (2.9)$$

เห็นได้ว่านอกจากค่าโหนด ρ_i และค่าความจุของข่ายเชื่อมโยง C รูปร่างของปริภูมิสถานะซึ่งถูกกำหนดโดยลักษณะของฟังก์ชันความจุสมมูลก็มีผลต่อค่าความน่าจะเป็นของการบล็อกเช่นกัน การใช้ประโยชน์ข่ายเชื่อมโยง (link utilisation) สามารถหาได้จาก

$$U_i = \frac{E[G_i(N_i)]}{C} \quad (2.10)$$

โดยที่ $E[\cdot]$ เป็นค่าคาดหวัง ในกรณีที่ $G_i(\cdot)$ เป็นฟังก์ชันเชิงเส้น ทำให้การคำนวณค่าการใช้ประโยชน์ง่ายเชื่อมโยงหาได้จาก

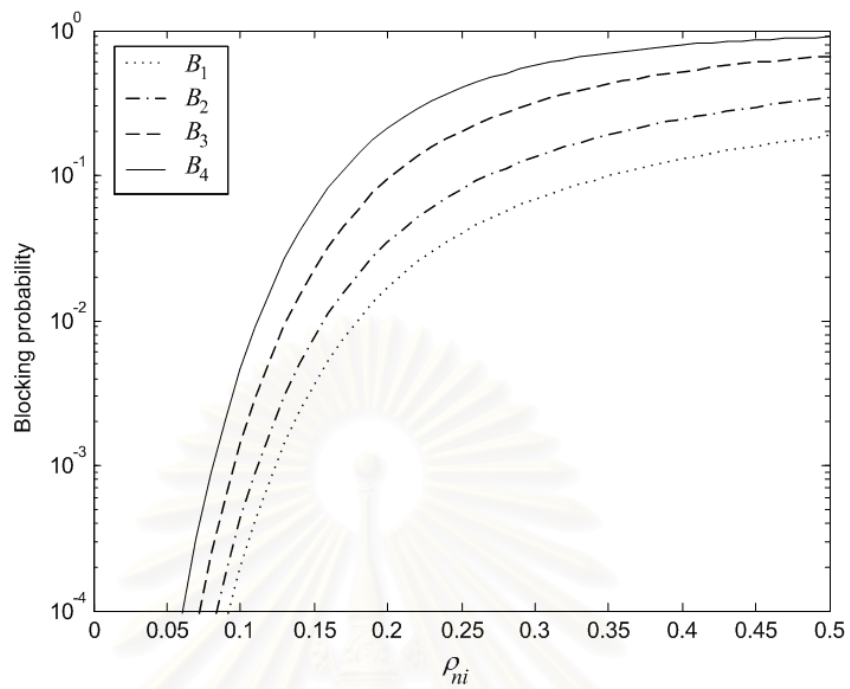
$$U_i = \frac{G_i(\rho_{ci})}{C} \quad (2.11)$$

โดยที่ ρ_{ci} เป็นทราฟฟิกชนิดที่ i ซึ่งได้รับบริการ โดยหาได้จาก $\rho_i(1 - B_i)$ ดังนั้นจากสมการที่ (2.11) จะเห็นได้ว่าความน่าจะเป็นของการบล็อกของทราฟฟิกแต่ละชนิดส่งผลถึงการใช้ประโยชน์ง่ายเชื่อมโยงด้วย เพื่อให้เห็นผลกระทบดังกล่าวอย่างชัดเจน เราจะแสดงตัวอย่างของฟังก์ชันความน่าจะเป็นของการบล็อกและค่าการใช้ประโยชน์ง่ายเชื่อมโยงเทียบกับ โหลดที่เข้ามาในระบบ

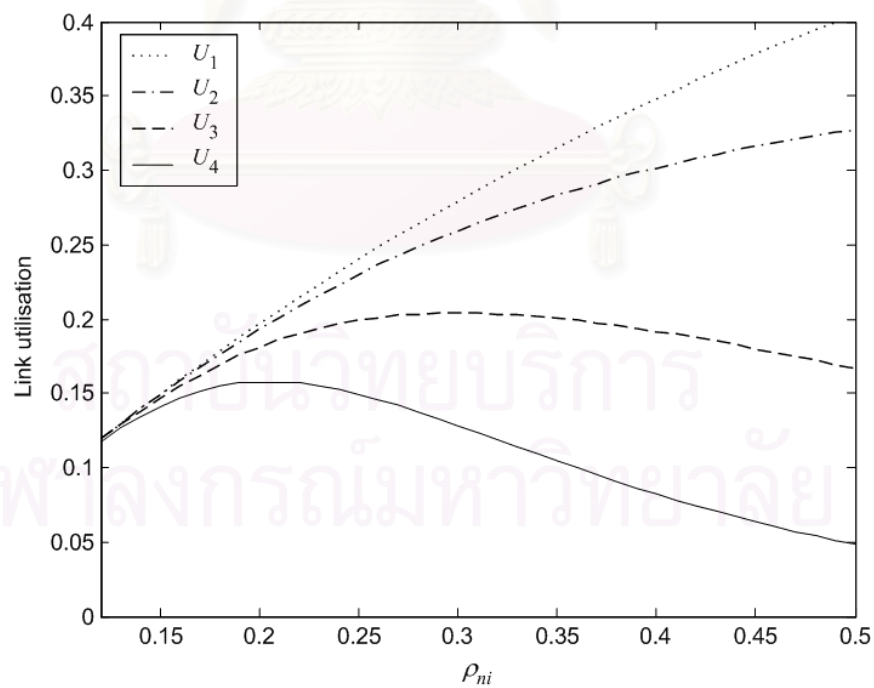
ในตัวอย่างนี้จะพิจารณากรณีที่ระบบมีทราฟฟิก 4 ชนิด โดยให้ง่ายเชื่อมโยงมีความจุ 150 Mbps ความจุสมมูลของทราฟฟิกทั้ง 4 ชนิดคือ $G_1(n_1) = 2n_1$ Mbps, $G_2(n_2) = 4n_2$ Mbps, $G_3(n_3) = 10n_3$ Mbps และ $G_4(n_4) = 20n_4$ Mbps และกำหนดให้แอร์เมลไลซ์โหลด ρ_{ni} ซึ่งหาได้จาก $\rho_{ni} = G_i(\rho_i)/C$ มีค่าเท่ากันทุกทราฟฟิก

รูปที่ 2.3 เป็นความสัมพันธ์ของความน่าจะเป็นของการบล็อกกับ โหลด ซึ่งเห็นได้อย่างชัดเจนว่าความน่าจะเป็นของการบล็อกของทราฟฟิกชนิดที่ต้องการความจุมากกว่าจะมีค่าสูงกว่าเสมอ ค่าเหล่านี้หาได้จากสมการ (2.6) ซึ่งจะเห็นได้ว่า เซตของสถานะที่ถูกบล็อกของทราฟฟิกที่ต้องการความจุน้อยกว่านั้นจะเป็นสับเซตของทราฟฟิกที่ต้องการความจุมากกว่าเสมอ จากสิ่งที่ปรากฏนี้นำไปสู่การใช้ประโยชน์ง่ายเชื่อมโยงที่ไม่เท่าเทียมกันแม้ว่าโหลดที่เข้ามาในระบบจะมีปริมาณเท่ากัน ดังแสดงในรูปที่ 2.4 ความไม่เท่าเทียมกันของการใช้ประโยชน์ง่ายเชื่อมโยงนี้สามารถอธิบายได้โดยสมการที่ (2.11)

จากตัวอย่างดังกล่าวได้แสดงถึงผลกระทบของการใช้ง่ายเชื่อมโยงร่วมกันในระบบหลายบริการที่ไม่มีการจัดลำดับความสำคัญ ซึ่งบางครั้งทำให้ทราฟฟิกชนิดที่มีความสำคัญต่ำครอบครองความจุง่ายเชื่อมโยงมากเกินไป ดังเช่นในกรณีนี้ถ้าทราฟฟิกชนิดที่ 4 เป็นทราฟฟิกความสำคัญสูงก็จะทำให้เกิดผลเสียต่อง่ายเชื่อมโยงเป็นอย่างมาก การป้องกันปัญหาดังกล่าวสามารถทำได้โดยใช้ CAC ที่มีความสามารถในการจัดลำดับความสำคัญของทราฟฟิกชนิดต่าง ๆ ที่เข้ามาในระบบได้ ยกตัวอย่างเช่น การจองทรัพยากร ซึ่งจะกล่าวในหัวข้อถัดไป



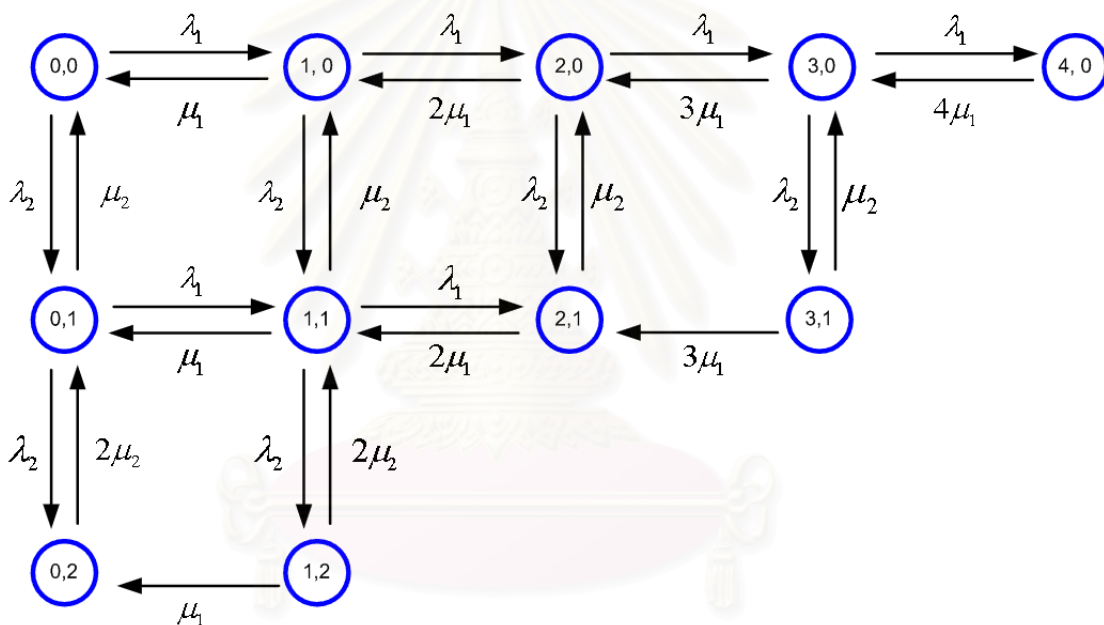
รูปที่ 2.3 ความสัมพันธ์ระหว่างค่าความน่าจะเป็นของการบล็อกในระบบหลายบริการกับค่าออร์แมลไลซ์โหลด



รูปที่ 2.4 ความสัมพันธ์ระหว่างค่าการใช้ประโยชน์ข่ายเชื่อมโยงในระบบหลายบริการกับค่าออร์แมลไลซ์โหลด

2.5 การจองที่นั่ง

การจองที่นั่งจัดเป็น CAC ในรูปแบบหนึ่งที่สามารถจัดลำดับความสำคัญของทราฟฟิก ซึ่งเป็นวิธีการหนึ่งที่มีใช้แพร่หลายในปัจจุบัน โดยการจองที่นั่งจะมีเงื่อนไขในการตัดสินใจดังนี้ การเรียกของทราฟฟิกชนิดที่ i ที่เข้ามาจะถูกบล็อกถ้าความจุของข่ายเชื่อมโยงที่เหลืออยู่น้อยกว่า TR_i โดยที่ TR_i เป็นพารามิเตอร์การจองที่นั่งของทราฟฟิกชนิดที่ i ในการจัดลำดับความสำคัญของทราฟฟิกสามารถทำได้โดยการปรับค่า TR_i ของทราฟฟิกชนิดต่าง ๆ ตามความเหมาะสม ในหัวข้อนี้จะแสดงตัวอย่างในการประยุกต์ใช้การจองที่นั่งกับตัวอย่างที่แสดงมาก่อนหน้า เพื่อให้เห็นผลกระทบของการจัดลำดับความสำคัญ



รูปที่ 2.5 แผนภาพการเปลี่ยนสถานะเมื่อใช้การจองที่นั่ง และกำหนดให้ $G_1(n_1) = n_1, G_2(n_2) = 2n_2, C = 5$

อันดับแรกพิจารณาตัวอย่างแผนภาพในการเปลี่ยนสถานะที่แสดงในรูปที่ 2.2 โดยกำหนดให้ค่า $TR_1 = 2$ ซึ่งหมายความว่าทราฟฟิกชนิดที่ 1 จะถูกกำหนดให้เป็นทราฟฟิกชนิดที่มีความสำคัญต่ำกว่า ซึ่งจะทำให้การบล็อกของทราฟฟิกชนิดที่ 1 เพิ่มขึ้น จากแผนภาพการเปลี่ยนสถานะเมื่อใช้การจองที่นั่งดังที่แสดงในรูปที่ 2.5 จะเห็นว่า การจองที่นั่งจะทำให้สถานะของการบล็อกทราฟฟิกชนิดที่ 1 เท่ากับการบล็อกของทราฟฟิกชนิดที่ 2 ดังแสดงในสมการ

$$B_1 = B_2 = \pi(0, 2) + \pi(1, 2) + \pi(2, 1) + \pi(3, 1) + \pi(4, 0) \tag{2.12}$$

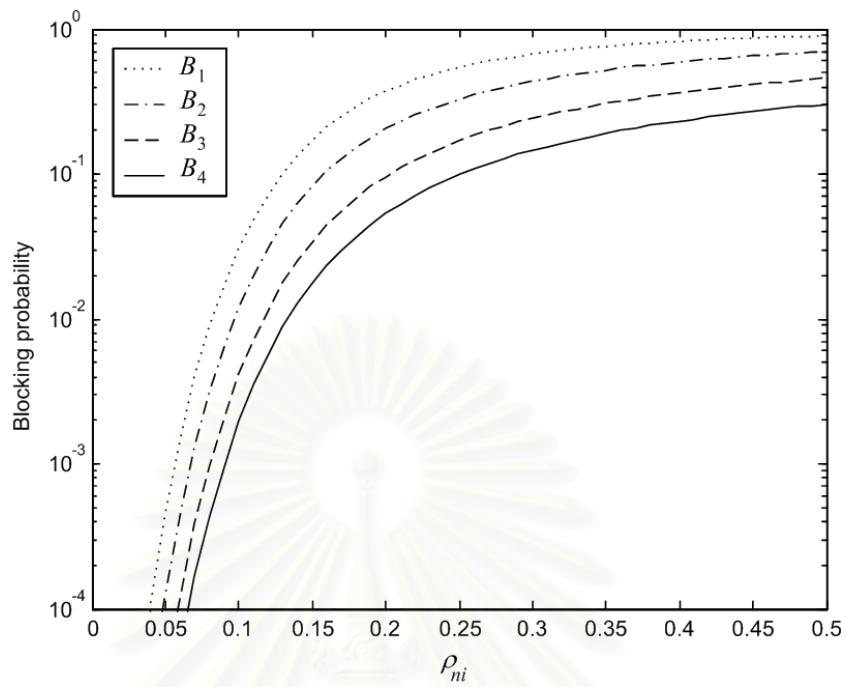
ยิ่งไปกว่านั้นการจองทรัพยากรยังทำให้ระบบไม่มีผลเฉลยในรูปการคูณ เนื่องจากการจองทรัพยากรทำให้กระบวนการสโทแคสติกนั้นไม่มีคุณสมบัติการย้อนกลับได้ (reversible property) ดังนั้นการหาค่า $\pi(\mathbf{n})$ จึงต้องหาจากระบบสมการสมดุลของทั้งหมด (global balance equation) ของแผนภาพการเปลี่ยนสถานะ ซึ่งการใช้วิธีดังกล่าวต้องใช้การคำนวณที่ซับซ้อนกว่าการใช้ผลเฉลยในรูปการคูณ เนื่องจากต้องหาผลเฉลยของระบบสมการเชิงเส้นที่มีจำนวนสมการเท่ากับจำนวนสถานะ แม้ว่าการจองทรัพยากรสามารถป้องกันการผูกขาดในการใช้โครงข่ายจากทราฟฟิกบางชนิด แต่เมื่อมีการจองทรัพยากรนั้นก็หมายความว่า จะต้องมีค่าของข่ายเชื่อมโยงส่วนหนึ่งถูกจองไว้โดยที่อาจไม่มีการใช้งานข่ายเชื่อมโยงในส่วนนั้น ดังนั้นการที่ตั้งค่าพารามิเตอร์การจองอย่างไม่เหมาะสมก็อาจส่งผลให้การใช้ประโยชน์ข่ายเชื่อมโยงลดลงด้วย

เมื่อนำวิธีการจองทรัพยากรมาใช้กับระบบข่ายเชื่อมโยงที่มีทราฟฟิก 4 ชนิด โดยให้ข่ายเชื่อมโยงมีความจุ 150 Mbps ความจุสมมูลของทั้ง 4 ชนิดคือ $G_1(n_1) = 2n_1$ Mbps, $G_2(n_2) = 4n_2$ Mbps, $G_3(n_3) = 10n_3$ Mbps และ $G_4(n_4) = 20n_4$ Mbps และกำหนดให้ ρ_{ni} มีปริมาณเท่ากันทุกทราฟฟิก ดังตัวอย่างที่แสดงก่อนหน้านี้ โดยกำหนดให้ทราฟฟิกชนิดที่ 1 ถึง 4 มีลำดับความสำคัญเรียงจากน้อยไปมาก ซึ่งมีค่าการจองทรัพยากรดังต่อไปนี้ $TR_1 = 45$ Mbps, $TR_2 = 35$ Mbps, $TR_3 = 25$ Mbps และ $TR_4 = 20$ Mbps ผลที่ได้แสดงในรูปที่ 2.6 และรูปที่ 2.7

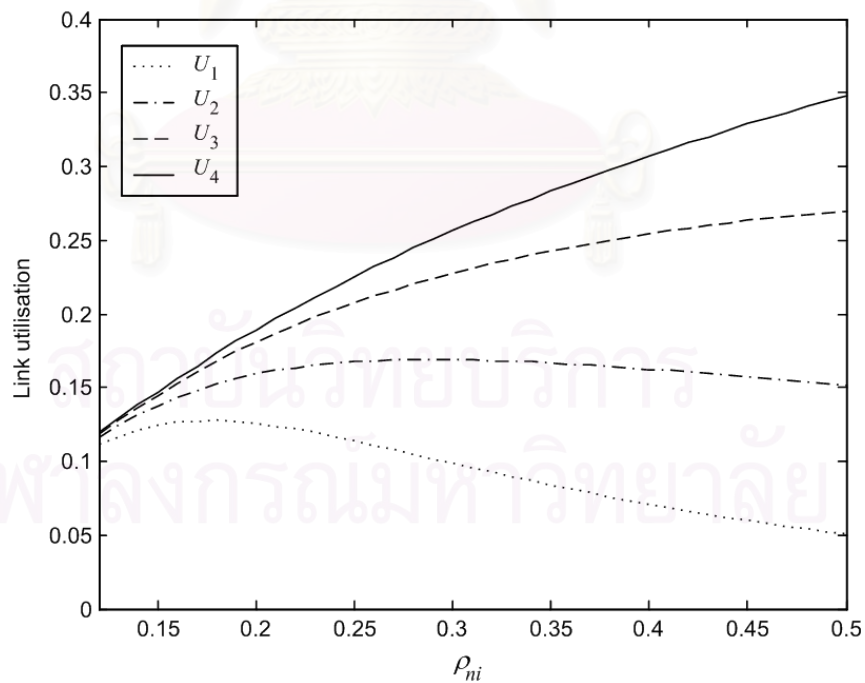
จากรูปทั้งสองเห็นได้อย่างชัดเจนว่าค่าความน่าจะเป็นของการบล็อกของทราฟฟิกชนิดที่ 4 มีค่าน้อยที่สุด และทราฟฟิกชนิดที่ 3, 2 และ 1 มีความน่าจะเป็นของการบล็อกเพิ่มขึ้นตามลำดับ ซึ่งต่างจากกรณีที่ไม่มีการจองทรัพยากร ส่งผลให้ทราฟฟิกชนิดที่ 4 ซึ่งเป็นทราฟฟิกชนิดที่มีลำดับความสำคัญสูงสุดสามารถเข้าใช้ข่ายเชื่อมโยงได้มากขึ้นด้วย ดังแสดงในรูปที่ 2.7

2.6 สรุป

ในบทนี้เราได้แสดงแนวคิดของ CAC ตัวอย่างการคำนวณอย่างง่าย และผลกระทบ CAC ที่มีต่อระบบ ซึ่งจากตัวอย่างได้แสดงให้เห็นถึงความไม่เท่าเทียมกันในการใช้ทรัพยากรของระบบ เมื่อไม่มีการจัดลำดับความสำคัญของทราฟฟิก ซึ่งอาจทำให้เกิดผลเสียต่อสมรรถนะ และผลตอบแทนที่ได้จากโครงข่าย จากการใช้ CAC แบบการจองทรัพยากรได้แสดงให้เห็นถึงความสามารถในการควบคุมสัดส่วนในการเข้าใช้ทรัพยากรในข่ายเชื่อมโยง ซึ่งสามารถป้องกันการผูกขาดในการใช้โครงข่ายจากทราฟฟิกบางชนิด



รูปที่ 2.6 ความสัมพันธ์ระหว่างค่าความน่าจะเป็นของการบล็อกในระบบหลายบริการกับค่าออร์แมลไลซ์โหลด เมื่อมีการจองทรัพยากร



รูปที่ 2.7 ความสัมพันธ์ระหว่างค่าการใช้ประโยชน์ข่ายเชื่อมโยงในระบบหลายบริการ กับค่าออร์แมลไลซ์โหลด เมื่อมีการจองทรัพยากร

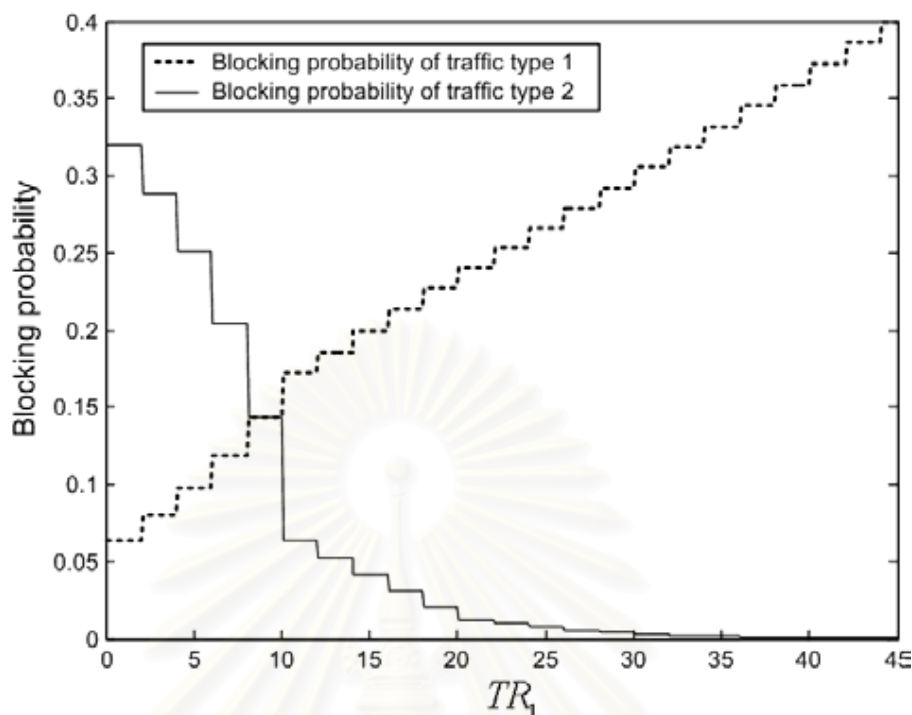
บทที่ 3

การวิเคราะห์สมรรถนะของ CAC โดยใช้ความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึง

ในบทที่ผ่านมาได้กล่าวถึงปัญหาและความสำคัญของการจัดลำดับความสำคัญของทราฟฟิกแต่ละชนิดในโครงข่ายที่ให้บริการหลายแบบ ซึ่งนำไปสู่การพัฒนาแนวความคิดของ CAC ที่มีความสามารถในการจัดลำดับความสำคัญของทราฟฟิกในแนวทางต่าง ๆ ซึ่งวิธีการเหล่านี้มีลักษณะการตอบรับการเข้าถึงของการเรียกที่แตกต่างกัน ดังนั้นเพื่อที่จะพัฒนา CAC ให้สามารถใช้จ่ายเชื่อมโยงได้อย่างมีประสิทธิภาพสูงสุด โดยยังสามารถรักษาระดับ QoS ได้ตามต้องการ ในบทนี้จึงเสนอแนวคิดในการจำกัดการเข้าถึงในรูปแบบใหม่ซึ่งเรียกว่า CAC โดยใช้ความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึง (*limited access probability*)

จากการศึกษาที่ผ่านมาพบว่า มี CAC ในหลายแนวทางที่สามารถควบคุมลำดับความสำคัญของทราฟฟิกต่าง ๆ ได้ เช่น วิธีการแบ่งส่วนอย่างบริบูรณ์ [7], [8], [9] การแบ่งตามพิกัดคอนเวกซ์ [11], [12] และการจองท่วงค์ [10], [19], [20] จากการศึกษาใน [16] พบว่า วิธีการจองท่วงค์เป็นเทคนิคที่สามารถป้องกันโหนดส่วนเกินได้ดี และค่าพารามิเตอร์ของการจองท่วงค์ TR ที่เหมาะสมค่อนข้างจะเป็นอิสระจากปริมาณของโหนด ซึ่งทำให้การกำหนดค่า TR ที่แตกต่างกันในแต่ละทราฟฟิกก็สามารถกำหนดลำดับความสำคัญของแต่ละทราฟฟิกได้ และสามารถใช้ได้ในทุกค่าโหนด อย่างไรก็ตามการควบคุมสัดส่วนการบล็อกให้ได้ตามต้องการไม่สามารถทำได้โดยง่าย เนื่องจากวิธีการจองท่วงค์ไม่มีความยืดหยุ่นในการปรับค่าการบล็อก ความไม่ยืดหยุ่นนี้เกิดจากเงื่อนไขการตอบรับการเรียกของการจองท่วงค์หรือการกำหนดค่า TR นั้นเอง ความสัมพันธ์ของความน่าจะเป็นของการบล็อกที่ได้มาจากการกำหนดค่า TR ที่ค่าต่าง ๆ นั้นมีลักษณะเป็นฟังก์ชันไม่ต่อเนื่อง ซึ่งมีลักษณะเหมือนฟังก์ชันขั้นบันไดดังแสดงในรูปที่ 3.1 ดังนั้นเพื่อที่จะควบคุมความน่าจะเป็นของการบล็อกได้อย่างแม่นยำกว่าที่การจองท่วงค์ทำได้โดยที่ยังรักษาระดับการใช้ประโยชน์จ่ายเชื่อมโยงให้สูงที่สุด วิทยานิพนธ์ฉบับนี้จึงได้เสนอ CAC รูปแบบใหม่โดยใช้ความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึงโครงข่าย

ในบทที่ 3 มีเนื้อหาดังต่อไปนี้ ในหัวข้อที่ 3.1 จะแสดงรายละเอียดเกี่ยวกับแบบจำลองที่ใช้พิจารณาในวิทยานิพนธ์ฉบับนี้ ในหัวข้อที่ 3.2 จะเสนอ CAC โดยใช้ความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึงซึ่งประกอบด้วยแนวคิดที่เสนอ และแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ของ CAC โดยใช้ความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึง ซึ่งสามารถแบ่งย่อยได้เป็นสามวิธีคือ 1) การจำกัดการเข้าถึงด้วยความน่าจะเป็นคงที่ (*fixed limited access probability: FLAP*) 2) การจำกัดการเข้าถึงด้วยความน่าจะเป็นที่ขึ้นกับสถานะของระบบ (*state dependent limited access probability: SDLAP*) 3) การจำกัดการเข้าถึง

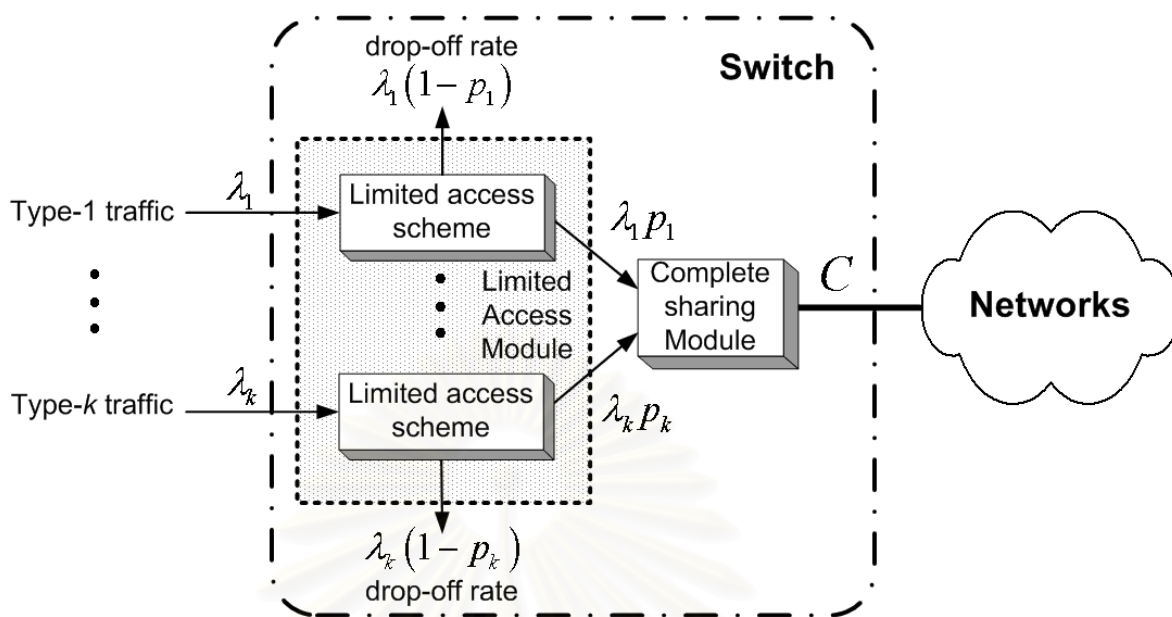


รูปที่ 3.1 ความสัมพันธ์ของความน่าจะเป็นของการบล็อกกับพารามิเตอร์ TR_1 เมื่อมีทราฟฟิกสองชนิดที่ค่า $C = 150$ Mbps, $G_1(n_1) = 2n_1$ Mbps, $G_2(n_2) = 10n_2$ Mbps, $\rho_1 = 60$ เอร์แลง และ $\rho_2 = 3$ เอร์แลง

ด้วยความน่าจะเป็นที่ขึ้นกับการครอบครองความจุของระบบ (Occupancy dependent limited access probability: ODLAP) ในหัวข้อที่ 3.3 เป็นการอภิปรายผลที่ได้จากการคำนวณและการจำลองแบบ และในหัวข้อสุดท้ายจะเป็นการอภิปรายผลการทดสอบ

3.1 สมมติฐานและพารามิเตอร์ของระบบ

ระบบที่พิจารณาเป็นข่ายเชื่อมโยงเดี่ยวที่รองรับบริการหลายแบบ ดังรูปที่ 3.2 โดยมีค่าความจุของข่ายเชื่อมโยงเป็น C และทราฟฟิกทั้งหมดมี k ชนิด ให้ i เป็นดัชนีของชนิดทราฟฟิก กำหนดให้ $G_i(\cdot)$ เป็นฟังก์ชันความจุสมมูลของการเรียกชนิดที่ i จากการใช้แนวคิดของความจุสมมูลทำให้สามารถกำหนดสถานะข่ายเชื่อมโยงได้เป็น $\mathbf{n} \triangleq (n_1, \dots, n_k)$ ซึ่งสามารถทำให้ง่ายต่อการกำหนดเงื่อนไขในการรับหรือปฏิเสธการเรียก โดยการตัดสินใจจะขึ้นกับหลักการง่าย ๆ ดังนี้ การเรียกใหม่จะถูกรับเข้าสู่ระบบเมื่อผลรวมของความจุของการเรียกที่กำลังดำเนินอยู่ และการเรียกใหม่ไม่เกินความจุของข่ายเชื่อมโยง



รูปที่ 3.2 ระบบข่ายเชื่อมโยงเดี่ยวที่ใช้ CAC แบบจำกัดการเข้าถึงด้วยความน่าจะเป็น

สมมติให้ทราฟฟิกชนิดที่ i เป็นกระบวนการแบบปัวส์ซงมีอัตราเฉลี่ย λ_i โดยทราฟฟิกแต่ละชนิดเป็นอิสระต่อกัน ระยะเวลายึดครองช่องสัญญาณของทราฟฟิกชนิดที่ i มีการแจกแจงแบบเลขชี้กำลังด้วยค่าเฉลี่ย $1/\mu_i$ และเป็นอิสระต่อการเรียก กำหนดให้ p_i เป็นความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึงของทราฟฟิกที่ i ซึ่งจะทำให้การเรียกใหม่ของทราฟฟิกชนิดที่ i ถูกตอบรับด้วยความน่าจะเป็น p_i เมื่อความจุของข่ายเชื่อมโยงที่เหลืออยู่เพียงพอสำหรับการเรียกใหม่นั้น ค่าความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึงสามารถนิยามได้ในหลายรูปแบบเพื่อให้ได้ประสิทธิภาพในการใช้ข่ายเชื่อมโยงสูงสุด

3.2 การตอบรับการเรียกเข้าโดยใช้ความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึง (Call Admission Control Using Limited Access Probability)

การควบคุมการใช้โครงข่ายด้วยความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึงนั้นทำให้เงื่อนไขการตัดสินใจของ CAC เปลี่ยนจากการตัดสินใจแบบฮาร์ด (hard-decision) เป็นการตัดสินใจแบบซอฟต์ (soft-decision) ทำให้การควบคุมการบล็อกของระบบทำได้อย่างต่อเนื่องและแม่นยำมากขึ้น ทั้งนี้การแบ่งแยกลำดับความสำคัญของทราฟฟิกชนิดต่าง ๆ สามารถกำหนดได้จากสัดส่วนความน่าจะเป็นของการบล็อก ซึ่งนิยามโดย

$$\gamma_i \triangleq \frac{B_i}{B_k} \quad (3.1)$$

โดยที่ทราฟฟิกชนิดที่ $1, 2, \dots, k$ มีลำดับความสำคัญเรียงจากน้อยไปมาก นั่นคือทราฟฟิกชนิดที่ k เป็นทราฟฟิกที่มีลำดับความสำคัญสูงสุด และสามารถเข้าถึงข่ายเชื่อมโยงได้อย่างเต็มที่ การควบคุมค่า γ_i ได้ตามต้องการนั้นหมายถึง ความสามารถในการแบ่งสัดส่วนทรัพยากรของโครงข่ายให้กับทราฟฟิกแต่ละชนิดได้ตามต้องการ และยังสามารถระบุได้ว่ามีสัดส่วนแตกต่างกันเท่าใดเมื่อเทียบกับทราฟฟิกชนิดที่มีความสำคัญสูงสุด ซึ่งทำให้การจัดสรรทรัพยากรในโครงข่ายมีความแม่นยำ และยืดหยุ่นมากยิ่งขึ้น

หัวใจของการพัฒนา CAC แบบใช้ความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึงคือ การกำหนดเงื่อนไขของความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึงอย่างเหมาะสม ดังนั้นในบทนี้จึงเสนอแนวทางในการกำหนดเงื่อนไขของความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึง ซึ่งมีสามแนวทางด้วยกัน เพื่อที่จะควบคุมค่า γ_i ให้ได้ตามต้องการ โดยยังรักษาระดับการใช้ประโยชน์ข่ายเชื่อมโยงให้มีค่าสูงสุด ที่ทุกค่าโหลดและความจุสมมูล

3.2.1 การจำกัดการเข้าถึงด้วยความน่าจะเป็นคงที่ (Fixed Limited Access Probability: FLAP)

FLAP เป็นวิธีที่ง่ายที่สุดในการควบคุมความน่าจะเป็นของการบล็อกเพื่อให้ได้ค่า γ_i ตามที่ต้องการ โดยจะกำหนดให้ค่าความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึงของทราฟฟิกชนิดที่ i เป็นค่าคงที่ p_i ในการหาค่า p_i ที่เหมาะสม อันดับแรกต้องหาความน่าจะเป็นของการบล็อกให้ได้ก่อน วิธีการหาค่าความน่าจะเป็นของการบล็อกทราฟฟิกชนิดที่ i หาได้ดังนี้

กำหนดสถานะของข่ายเชื่อมโยง \mathbf{n} ทั้งหมดที่เป็นไปได้ตามสมการที่ (2.2) ให้ $N_i(t)$ เป็นจำนวนการต่อถึงกันของทราฟฟิกชนิดที่ i บนข่ายเชื่อมโยงที่เวลา t และจากสมมติฐานแบบจำลองที่กำหนดไว้ข้างต้นทำให้ $\{(N_1(t), \dots, N_k(t))\}$ เป็นกระบวนการสโตแคสติกที่มีสถานะอยู่ตัวซึ่งหาได้จากผลเฉลยการคูณตั้งสมการ

$$\pi(\mathbf{n}) = \begin{cases} \frac{1}{K(S)} \prod_{i=1}^k \frac{(p_i \rho_i)^{n_i}}{n_i!}, & \mathbf{n} \in S \\ 0, & \mathbf{n} \notin S \end{cases} \quad (3.2)$$

โดยที่ $\rho_i = \lambda_i / \mu_i$ เป็นโหลดของทราฟฟิกชนิดที่ i และค่าคงที่การนอร์มัลไลซ์ $K(S)$ หาได้จาก

$$K(S) = \sum_{\mathbf{n} \in S} \left[\prod_{i=1}^k \frac{(p_i \rho_i)^{n_i}}{n_i!} \right] \quad (3.3)$$

เนื่องจากผู้ใช้จะสามารถเข้าถึงระบบได้ก็ต่อเมื่อระบบมีทรัพยากรเพียงพอและผู้ใช้ต้องไม่ถูกจำกัดการเข้าถึงโดย p_i ดังนั้นค่าความน่าจะเป็นของการบล็อกสามารถหาได้จาก

$$B_i = 1 - p_i \frac{K(S_i)}{K(S)} \quad (3.4)$$

เมื่อกำหนดให้

$$S_i \triangleq \{\mathbf{n} \in S \mid \mathbf{n} + \mathbf{e}_i \in S\} \quad (3.5)$$

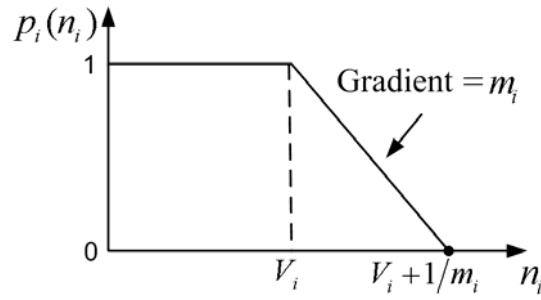
การควบคุมค่า γ_i ให้ได้ตามต้องการสามารถทำได้โดยปรับค่า p_i ให้เหมาะสม ซึ่งจากสมการที่ (3.1) และ (3.4) ทำให้สามารถหาค่า γ_i ได้จาก

$$\gamma_i = \frac{K(S) - p_i K(S_i)}{K(S) - p_k K(S_k)} \quad (3.6)$$

เห็นได้ว่าค่า γ_i นั้นติดอยู่ในเทอมของ p_i และค่าคงที่การนอร์มัลไลซ์ ในกรณีที่มัลติพิกหลายชนิด การคำนวณค่าที่ $p_i (i = 1, \dots, k)$ จะมีความซับซ้อนในการคำนวณสูง ดังนั้นในบทนี้จึงพิจารณาเฉพาะกรณีที่มีทรานซิปิกเพียงสองชนิดเป็นหลัก ($k = 2$) และเพื่อให้ใช้ประโยชน์จากความจุข่ายเชื่อมโยงได้สูงสุดจึงกำหนดให้ทรานซิปิกชนิดที่ 2 ซึ่งเป็นทรานซิปิกที่มีความสำคัญสูงสุดเข้าถึงข่ายเชื่อมโยงได้อย่างเต็มที่ ($p_2 = 1$) ดังนั้นสมการ (3.6) จึงลดรูปลงเหลือเพียงตัวแปร p_1 เท่านั้น ในการหาค่า p_1 ที่ทำให้ได้ค่า γ_1 ตามต้องการทำได้โดยการหารากของพหุนามอันดับที่ $n_{1,max} + 1$ โดยที่ $n_{1,max}$ เป็นจำนวนการต่อถึงกันสูงสุดของทรานซิปิกชนิดที่ 1 โดยค่าของรากที่หาได้จะต้องเป็นจำนวนจริงมีค่าอยู่ในช่วง 0 ถึง 1

3.2.2 การจำกัดการเข้าถึงด้วยความน่าจะเป็นที่ขึ้นกับสถานะของระบบ (State Dependent Limited Access Probability: SDLAP)

การจำกัดผู้ใช้ที่เข้าถึงข่ายเชื่อมโยงด้วยความน่าจะเป็นเท่า ๆ กันตลอดเวลา นั้นอาจเป็นสิ่งที่ไม่เหมาะสม ดังในกรณีที่ข่ายเชื่อมโยงมีผู้น้อย ๆ หรือไม่มีผู้ใช้เลย การร้องขอจากผู้ใช้จะถูกปฏิเสธเนื่องจากความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึงทั้งที่ยังมีความจุของข่ายเชื่อมโยงเหลือเพียงพอที่สามารถรองรับทรานซิปิกที่เข้ามา ดังนั้นในหัวข้อนี้จึงเสนอแนวทางในการใช้ความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึงในอีกรูปแบบหนึ่ง โดยอนุญาตให้ค่าความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึงปรับเปลี่ยนตามสถานะของข่ายเชื่อมโยง โดยกำหนดให้ $p_i(n_i)$ เป็นความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึงขณะที่ข่ายเชื่อมโยงมีจำนวนการต่อถึงกันของทรานซิปิกชนิดที่ i อยู่ n_i การต่อถึงกัน



รูปที่ 3.3 กราฟของฟังก์ชัน $p_i(n_i)$ ที่ค่าพารามิเตอร์ V_i และ m_i

เพื่อให้ผู้ใช้มีโอกาสเข้าถึงชายเชื่อมต่อมากที่สุดค่า $p_i(n_i)$ จึงควรมีค่าสูงในช่วงที่ชายเชื่อมต่อมีจำนวนผู้ใช้น้อย และในทางตรงข้าม $p_i(n_i)$ จึงควรมีค่าต่ำในช่วงที่ชายเชื่อมต่อมีจำนวนผู้ใช้งานคั่งแน่นลักษณะของ $p_i(n_i)$ จึงกำหนดเป็นดังนี้

$$p_i(n_i) = \begin{cases} 1, & \text{ถ้า } 0 \leq n_i \leq V_i \\ 1 - m_i(n_i - V_i), & \text{ถ้า } V_i < n_i \leq V_i + 1/m_i \\ 0, & n_i \text{ เป็นค่าอื่น ๆ} \end{cases} \quad (3.7)$$

โดยค่า $m_i \in [0, 1]$ และ $V_i \in \mathcal{I}$ เป็นค่าพารามิเตอร์ที่ใช้ปรับการควบคุมของ CAC แบบ SDLAP ดังตัวอย่างแสดงในรูปที่ 3.3 เหตุที่กำหนดให้ค่าความน่าจะเป็นจำกัดการเข้าถึงลดลงด้วยสมการเส้นตรงเพื่อให้ง่ายต่อการวิเคราะห์ และเห็นถึงผลกระทบของการเปลี่ยนแปลงความน่าจะเป็นการจำกัดการเข้าถึงได้ง่าย

การคำนวณค่า B_i สำหรับ SDLAP จะคิดคล้ายกับที่ได้แสดงมาสำหรับ FLAP โดยที่ปริภูมิสถานะของชายเชื่อมต่อจะถูกนิยามตามสมการที่ (2.2) การแจกแจงความน่าจะเป็นที่สถานะอยู่ตัวสามารถคำนวณได้จาก

$$\pi(\mathbf{n}) = \frac{1}{K(S)} \prod_{i=1}^k \left[\frac{\rho_i^{n_i}}{n_i!} \prod_{m=0}^{n_i-1} p_i(m) \right] \quad (3.8)$$

โดยที่ค่าคงที่ของการนอร์มัลไลซ์ $K(S)$ หาได้จากสมการ

$$K(S) = \sum_{\mathbf{n} \in S} \prod_{i=1}^k \left[\frac{\rho_i^{n_i}}{n_i!} \prod_{j=0}^{n_i-1} p_i(j) \right] \quad (3.9)$$

การหาค่าความน่าจะเป็นของการบล็อกกราฟฟิคนิตที่ i สามารถทำได้ในทำนองเดียวกันกับสมการที่

(3.4) ซึ่งทำให้ค่า B_i ของ SDLAP สามารถหาได้จาก

$$B_i = 1 - \sum_{\mathbf{n} \in S_i} p_i(n_i) \pi(\mathbf{n}) \quad (3.10)$$

แม้ว่าจะพิจารณาระบบที่มีจำนวนทรานฟิสิกเพียงสองชนิดเหมือนกับในกรณีของ FLAP นั้น การปรับค่า $p_1(n_1)$ เพื่อให้ได้ค่า γ_1 ตามต้องการไม่สามารถทำได้จากการวิเคราะห์โดยตรง เนื่องจากมี V_1 และ m_1 เป็นตัวแปรที่ไม่ทราบค่า ทำให้ค่า γ_1 แต่ละค่ามีผลเฉลยหลายตัว ซึ่งสามารถเขียนอยู่ในรูปของเซตของคู่ลำดับ V_1 และ m_1 สำหรับผลการคำนวณที่รายงานในบทนี้เป็นกรณีที่ $k = 2$ จะใช้วิธีการตรวจผลเฉลยที่เป็นไปได้ทีละตัวจนครบ โดยจะเริ่มจากการกำหนดค่า V_1 ที่เป็นไปได้ทั้งหมด ซึ่งมีจำนวน $n_{1,max} + 1$ ตัว แล้วจึงหาค่า m_1 ที่ค่า V_1 แต่ละค่า ที่ทำให้ได้ค่า γ_1 ตรงตามต้องการ ส่วนในการหาค่า m_1 ที่เหมาะสมนั้น สามารถใช้กรรมวิธีเชิงตัวเลขอย่างง่ายในการหา เช่น วิธีการแบ่งครึ่งช่วง (bisection method) หรือวิธีการซีแคนท์ (secant method) [26] จากการทดสอบพบว่าที่ค่า γ_1 เดียวกัน เมื่อ V_1 ลดลงจะทำให้ค่าการใช้ประโยชน์่ายเชื่อมโยงที่ลดลงด้วย

3.2.3 การจำกัดการเข้าถึงด้วยความน่าจะเป็นที่ขึ้นกับการครอบครองความจุของระบบ (Occupancy Dependent Limited Access Probability: ODLAP)

จากการสังเกตพบว่าการจำกัดการเข้าถึงโดยขึ้นกับสถานะของทรานฟิสิกเพียงชนิดเดียวนั้นอาจทำให้การใช้ประโยชน์่ายเชื่อมโยงลดลง เมื่อปริมาณไหลของแต่ละทรานฟิสิกที่เข้ามามีความแตกต่างกันมาก เพื่อพัฒนาให้การจำกัดการเข้าถึงมีประสิทธิภาพ ในการใช้ประโยชน์่ายเชื่อมโยงให้สูงขึ้น ในหัวข้อนี้จึงได้เสนอการจำกัดการเข้าถึงอีกรูปแบบหนึ่งขึ้น โดยกำหนดให้ $p_i(\mathbf{n})$ คือค่าความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึงที่ขึ้นกับการครอบครองความจุ โดยที่การครอบครองความจุนั้นหาได้จาก $\sum_{i=1}^k G_i(n_i)$ ซึ่งนิยามได้ดังสมการ

$$p_i(\mathbf{n}) = \begin{cases} \tilde{p}_i, & \text{ถ้า } \sum_{i=1}^k G_i(n_i) \geq C - TH_i \\ 1, & \text{ค่าอื่น ๆ} \end{cases} \quad (3.11)$$

โดยที่ค่า TH_i เป็นค่าเปลี่ยนผ่านของทรานฟิสิกชนิดที่ i จากการกำหนดค่าความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึงดังสมการ (3.11) ทำให้ระบบไม่มีผลเฉลยในรูปการคูณ ดังนั้นการคำนวณหาการแจกแจงที่สถานะอยู่ตัวจึงต้องหาจากผลเฉลยของสมการสมดุของทั้งหมด ในการหาค่าความน่าจะเป็นของการบล็อกรสามารถหาได้จาก

$$B_i = \sum_{\{\mathbf{n} \in S | \mathbf{n} + \mathbf{e}_i \notin S\}} \pi(\mathbf{n}) + (1 - \tilde{p}_i) \sum_{\{\mathbf{n} \in T_i\}} \pi(\mathbf{n}) \quad (3.12)$$

โดยที่

$$T_i \triangleq \left\{ \mathbf{n} \in S_i \mid \sum_{i=1}^k G_i(n_i) \geq C - TH_i \right\} \quad (3.13)$$

การวิเคราะห์ของวิธี ODLAP ทำเช่นเดียวกันกับวิธี FLAP และ SDLAP คือจะพิจารณาเฉพาะกรณีที่มีกราฟฟีกเพียงสองชนิด ในการคำนวณหาค่าพารามิเตอร์ \tilde{p}_1 และ TH_1 ที่เหมาะสมนั้นสามารถทำได้ในลักษณะเดียวกับ SDLAP โดยกำหนดค่า TH_1 ทั้งหมดที่เป็นไปได้ แล้วจึงใช้ระเบียบวิธีเชิงตัวเลขในการหาค่า \tilde{p}_1 ที่ค่า TH_1 แต่ละค่า ที่ทำให้ได้ค่า γ_1 ตามต้องการ โดยค่า TH_1 ที่เป็นไปได้ทั้งหมดคือ ค่าความจุข่ายเชื่อมโยงที่ถูกใช้งานที่เป็นไปได้ทั้งหมด จากการทดสอบพบว่า ค่าการใช้ประโยชน์ข่ายเชื่อมโยงจะมีค่าสูงขึ้นเมื่อค่า TH_i ลดต่ำลง

3.3 ผลการทดลอง

ในหัวข้อนี้จะศึกษาประสิทธิภาพการใช้จ่ายเชื่อมโยงของ FLAP, SDLAP และ ODLAP เปรียบเทียบกับ ประสิทธิภาพการ ใช้จ่ายเชื่อมโยงจากวิธีการจองท่วงค์ในกรณีที่มีกราฟฟีกเพียงสองชนิด โดยจะเปรียบเทียบที่ค่าสัดส่วนความน่าจะเป็นของการบล็อกที่ค่าต่าง ๆ โดยที่ค่าการใช้ประโยชน์ของข่ายเชื่อมโยงหาได้จากสมการที่ (2.10) ด้วยค่าความจุข่ายเชื่อมโยง 150 Mbps และค่าความจุของข่ายเชื่อมโยงถูกจัดสรร โดยความจุสมมูลดังสมการ $G_1(n_1) = 2n_1$ Mbps และ $G_2(n_2) = 10n_2$ Mbps เพื่อการเปรียบเทียบอย่างยุติธรรมระหว่างสถานการณ์ต่าง ๆ ที่ใช้ทดสอบ กำหนดให้ผลรวมของนอร์มัลไลซ์โหลด ρ_n คงที่ที่ 100 เปอร์เซ็นต์ และเปลี่ยนแปลงโหลดของแต่ละกราฟฟีกเป็นสามสถานการณ์ แสดงดังรูปที่ 3.4–3.6 ในแต่ละสถานการณ์ค่าการใช้ประโยชน์ข่ายเชื่อมโยงที่ได้จาก CAC โดยใช้ความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึงจะถูกเปรียบเทียบกับค่าการใช้ประโยชน์ข่ายเชื่อมโยงที่ได้จากการจองท่วงค์ที่ค่า γ_1 เดียวกัน โดยที่ค่าการใช้ประโยชน์ของกรจองท่วงค์ที่แต่ละค่า γ_1 นั้นได้จากค่าสูงสุดของการตรวจหาค่า TR ทั้งหมดที่เป็นไปได้บนช่วงที่เหมาะสม โดยกำหนดช่วงในการตรวจหาค่า TR ไม่เกิน 30 เปอร์เซ็นต์ของความจุท่วงค์ สำหรับค่าการใช้ประโยชน์ข่ายเชื่อมโยงที่ได้จากการจำลองแบบนั้นหาโดยใช้วิธีแบตช์มีนส์ (batch means) ด้วยช่วงความมั่นใจ 95 เปอร์เซ็นต์ ทั้งนี้ในแต่ละการจำลองแบบ จะกำหนดให้ช่วงการเรียก 25,000 ครั้งแรกเป็นช่วงภาวะชั่วคราว (transient period) และจะทำการเก็บข้อมูลของการเรียก 250,000 ครั้งถัดมา โดยรายละเอียดของค่าพารามิเตอร์ต่าง ๆ ที่ได้จากการคำนวณแสดงในตารางที่ 3.1–3.3

ในรูปที่ 3.4–3.6 จะเห็นว่า การควบคุมค่า γ_1 ในทั้งสามสถานการณ์นั้นมีความแตกต่างกัน ดังเช่นในรูปที่ 3.5 การควบคุมให้ค่า γ_1 สูงกว่า 2.5 นั้น ทำได้ยาก เนื่องจากปริมาณโหลดของกราฟฟีกที่

ตารางที่ 3.1 ค่าพารามิเตอร์ของ CAC โดยใช้ความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึง ที่ค่า $\rho_{n1} = 50$ และ $\rho_{n2} = 50$ เปอร์เซ็นต์

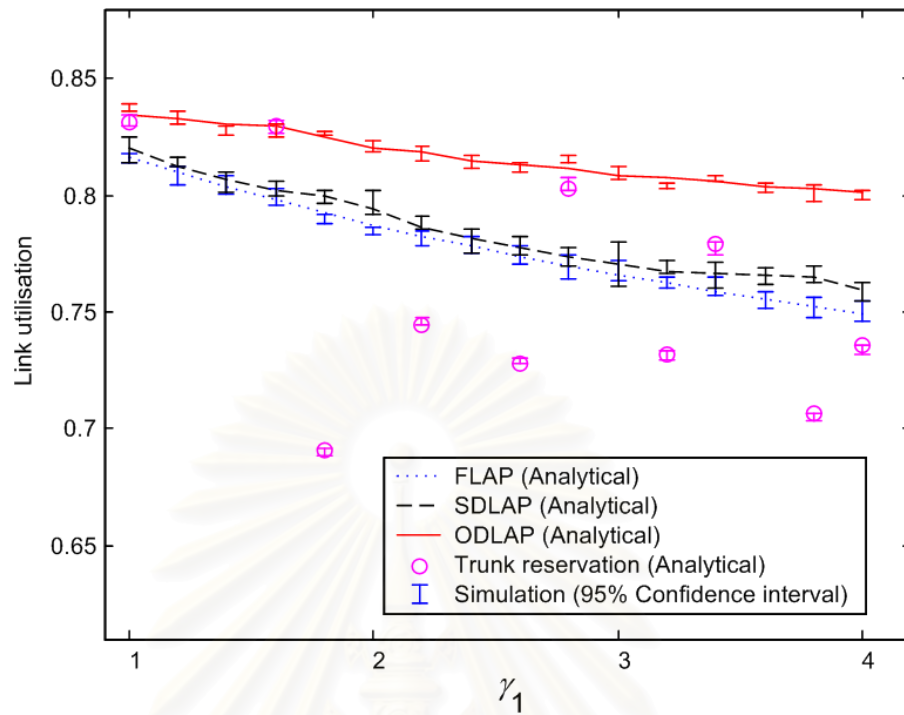
γ_1	FLAP	SDLAP		ODLAP		Trunk reservation	
	p_1	V_1	m_1	TH_1	\tilde{p}_1	TR_1	TR_2
1	0.84575	34	0.63033	12	0.32035	10	0
1.2	0.81902	29	0.073229	12	0.20304	—	—
1.4	0.7951	29	0.1124	12	0.099134	—	—
1.6	0.77349	30	0.32889	12	0.006623	12	0
1.8	0.75381	30	0.7385	14	0.054676	42	38
2	0.73576	29	0.57231	16	0.10674	—	—
2.2	0.71911	27	0.23208	16	0.040525	32	26
2.4	0.70366	24	0.092568	18	0.10844	—	—
2.6	0.68927	23	0.08499	18	0.057612	36	28
2.8	0.67581	23	0.10066	18	0.0092998	20	12
3	0.66316	23	0.11922	20	0.093803	—	—
3.2	0.65125	25	0.40127	20	0.056899	36	26
3.4	0.64	25	0.53723	20	0.021758	26	16
3.6	0.62933	25	0.77799	22	0.10456	—	—
3.8	0.61921	25	0.96265	22	0.077044	42	30
4	0.60957	24	0.61693	22	0.050761	36	24

ตารางที่ 3.2 ค่าพารามิเตอร์ของ CAC โดยใช้ความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึง ที่ค่า $\rho_{n1} = 20$ และ $\rho_{n2} = 80$ เปอร์เซ็นต์

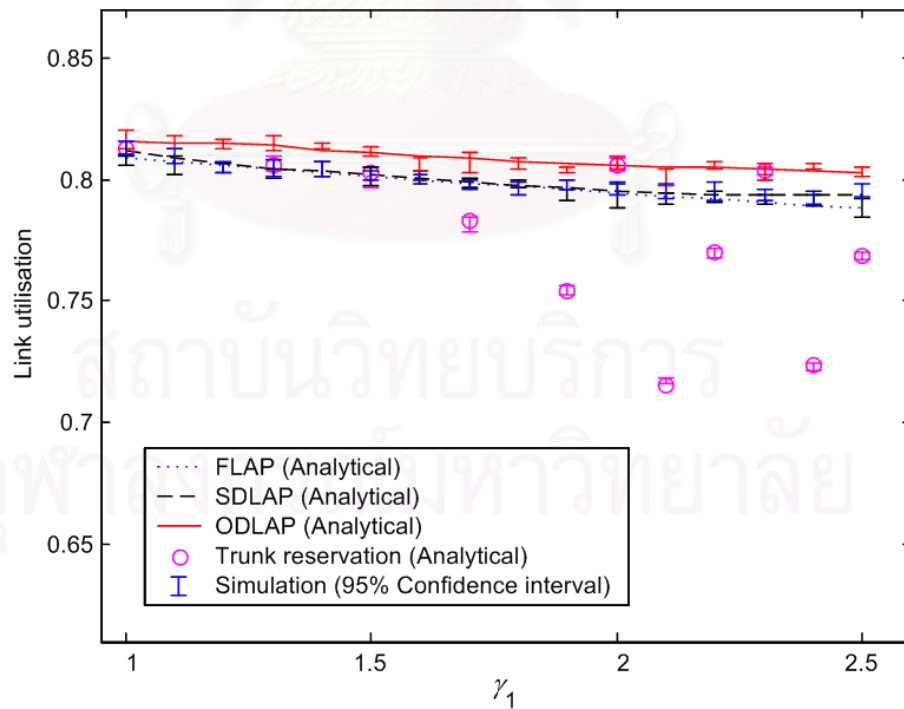
γ_1	FLAP	SDLAP		ODLAP		Trunk reservation	
	p_1	V_1	m_1	TH_1	\tilde{p}_1	TR_1	TR_2
1	0.8401	15	0.9699	12	0.24854	10	0
1.1	0.82238	14	0.4833	12	0.16706	—	—
1.2	0.80509	14	0.87905	12	0.088036	—	—
1.3	0.78819	12	0.19842	12	0.0114	14	12
1.4	0.77169	8	0.054146	14	0.077843	—	—
1.5	0.75555	8	0.061168	14	0.011071	16	12
1.6	0.73976	7	0.05481	16	0.079411	—	—
1.7	0.72432	7	0.060775	16	0.022077	22	16
1.8	0.7092	7	0.067167	18	0.093663	—	—
1.9	0.6944	8	0.096253	18	0.044993	30	22
2	0.6799	8	0.10726	22	0.21375	18	0
2.1	0.66569	9	0.17528	22	0.17802	40	30
2.2	0.65176	10	0.37256	22	0.14294	28	18
2.3	0.6381	10	0.45123	22	0.10845	20	0
2.4	0.62471	10	0.57684	22	0.074536	40	28
2.5	0.61157	10	0.75555	22	0.041149	30	18

ตารางที่ 3.3 ค่าพารามิเตอร์ของ CAC โดยใช้ความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึง ที่ค่า $\rho_{n1} = 80$ และ $\rho_{n2} = 20$ เปอร์เซ็นต์

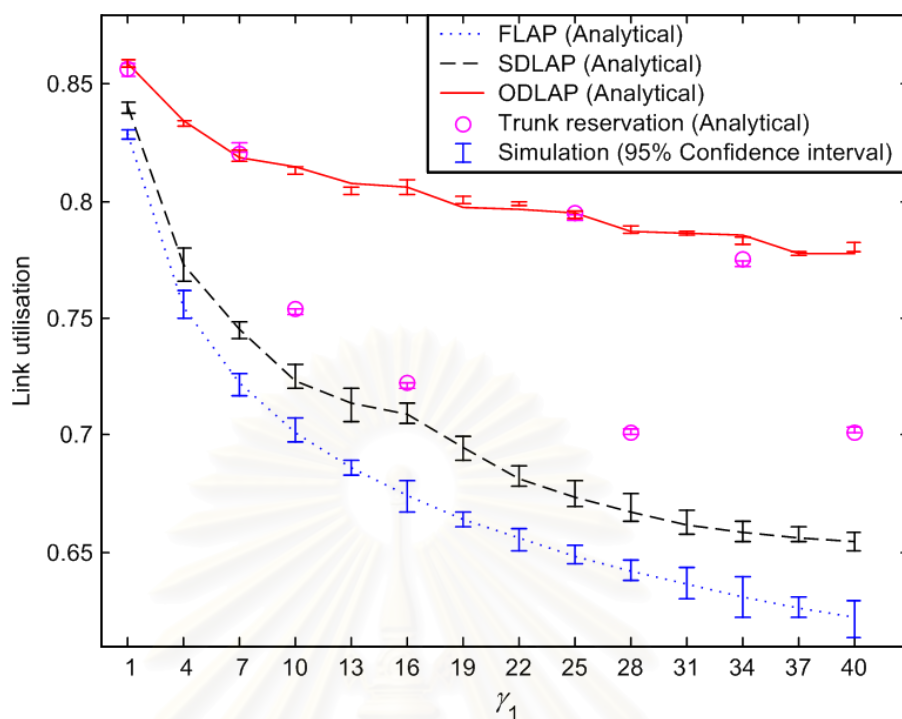
γ_1	FLAP	SDLAP		ODLAP		Trunk reservation	
	p_1	V_1	m_1	TH_1	\tilde{p}_1	TR_1	TR_2
1	0.85453	54	0.42852	12	0.41048	10	0
4	0.71998	44	0.15483	16	0.090423	—	—
7	0.66985	42	0.24373	20	0.14682	18	0
10	0.63942	38	0.11139	20	0.031448	32	22
13	0.61777	40	0.50944	22	0.093778	—	—
16	0.60107	40	0.89025	22	0.040341	38	26
19	0.58751	38	0.4087	24	0.078216	—	—
22	0.57614	35	0.15234	24	0.038169	—	—
25	0.56636	33	0.10443	24	0.0013109	24	0
28	0.5578	33	0.12205	26	0.057539	42	26
31	0.55019	33	0.14103	26	0.031402	—	—
34	0.54335	35	0.43872	26	0.0073194	28	12
37	0.53715	35	0.51081	28	0.071497	—	—
40	0.53147	35	0.64761	28	0.053945	42	24



รูปที่ 3.4 ฟังก์ชันการใช้ประโยชน์ข่ายเชื่อมโยงกับค่า γ_1 ที่ค่า $\rho_{n1} = 50$ และ $\rho_{n2} = 50$ เปอร์เซนต์



รูปที่ 3.5 ฟังก์ชันการใช้ประโยชน์ข่ายเชื่อมโยงกับค่า γ_1 ที่ค่า $\rho_{n1} = 20$ และ $\rho_{n2} = 80$ เปอร์เซนต์



รูปที่ 3.6 ฟังก์ชันการใช้ประโยชน์ข่ายเชื่อมโยงกับค่า γ_1 ที่ค่า $\rho_{n1} = 80$ และ $\rho_{n2} = 20$ เปอร์เซนต์

มีความสำคัญสูงนั้นมีปริมาณมาก แม้ว่าประสิทธิภาพการเข้าถึงของทรานฟฟิกชนิดที่หนึ่งเกือบทั้งหมด การบล็อกของทรานฟฟิกชนิดที่สองก็ยังมีค่าที่สูง ในทางกลับกันในรูปแบบที่ 3.6 ปริมาณโหลดของทรานฟฟิกชนิดที่ 2 มีค่าต่ำทำให้การควบคุมทรานฟฟิกชนิดที่ 1 ทำได้ง่ายเนื่องจากจำกัดการเรียกที่เข้ามาเพียงเล็กน้อยก็ส่งผลให้ค่า γ_1 เปลี่ยนแปลงอย่างมาก

สำหรับ ประสิทธิภาพการใช้ข่ายเชื่อมโยงของ CAC ทั้งสามแบบนี้พบว่า FLAP นั้นให้ประสิทธิภาพการใช้ข่ายเชื่อมโยงต่ำที่สุดเพราะว่า FLAP มีการจำกัดการเข้าถึงที่คงที่ตลอด ทำให้มีการปฏิเสธการเรียกขณะที่ยังมีข่ายเชื่อมโยงเหลือพอที่จะรองรับการเรียกที่เข้ามาใหม่ สำหรับ SDLAP นั้นมีการใช้ข่ายที่สูงกว่าเพราะมีการกำหนดจุดเริ่มการจำกัดการเข้าถึง ซึ่งหมายความว่าจะมีการจำกัดการเข้าถึงก็ต่อเมื่อข่ายเชื่อมโยงถูกใช้โดยทรานฟฟิกชนิดนั้น จนถึงจุดที่จำเป็นต้องมีการจำกัดการเข้าถึงเพื่อควบคุมค่า γ_1 ได้ตรงตามความต้องการ แต่อย่างไรก็ตามเงื่อนไขของ SDLAP นั้นไม่ใช่เงื่อนไขที่ทำให้การใช้ประโยชน์ข่ายเชื่อมโยงสูงสุด เนื่องจากการกำหนดจุดเริ่มต้นของการจำกัดการเข้าถึงนั้นเป็นจุดที่ขึ้นกับจำนวนการเรียกของทรานฟฟิกชนิดนั้นเพียงอย่างเดียว จากสมการที่ (3.7) ซึ่งเป็นเงื่อนไขของ ODLAP นั้นเห็นได้ว่าจุดเริ่มการจำกัดการเข้าถึงนั้นขึ้นกับความจุที่ถูกใช้ไปในข่ายเชื่อมโยง ซึ่งหมายถึง จะเริ่มมีการจำกัดการเข้าถึงก็ต่อเมื่อข่ายเชื่อมโยงถูกใช้โดยทรานฟฟิกทุกชนิด

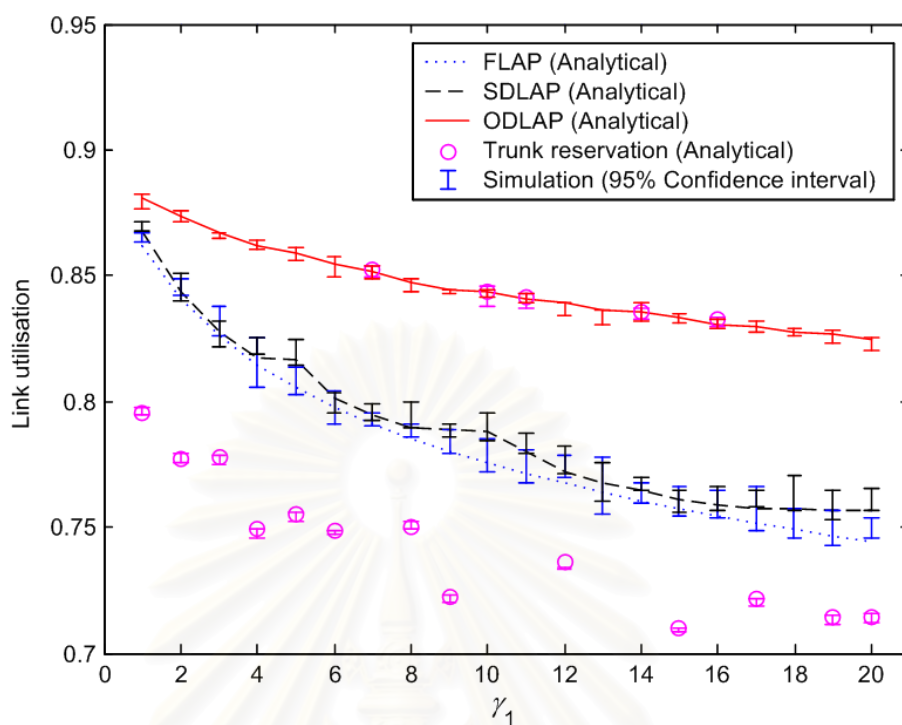
จนถึงจุดที่จำเป็นต้องมีการจำกัดการเข้าถึงเพื่อควบคุมค่า γ_1 ได้ตรงตามความต้องการ ซึ่งต่างจากการพิจารณาถึงความจุที่ถูกใช้ไปโดยกราฟฟิกเพียง ซึ่งไม่อาจบอกถึงความคับคั่งของโครงข่ายที่แท้จริงในขณะนั้นได้ ด้วยเหตุนี้เองจึงทำให้ ODLAP เป็นวิธีที่มีประสิทธิภาพการใช้จ่ายเชื่อมโยงสูงที่สุด แต่อย่างไรก็ตามในแง่ของความซับซ้อนในการคำนวณพบว่า FLAP มีความซับซ้อนในการคำนวณต่ำที่สุด จากเหตุผลที่กล่าวมานั้นยังสามารถอธิบายถึงความทนทานต่อการเปลี่ยนแปลงค่าโหลดสามารถซึ่งเห็นได้จากรูปทั้งสามรูปนี้ ไม่ว่าโหลดจะมีค่าเท่าใดก็ตาม ค่าการใช้ประโยชน์ของข่ายเชื่อมโยงของ ODLAP มีค่าที่ใกล้เคียงกันที่ทุกค่า γ_1 ในขณะที่ทั้ง FLAP และ SDLAP นั้นค่าการใช้ประโยชน์ข่ายเชื่อมโยงจะลดลงอย่างรวดเร็วเมื่อค่า γ_1 สูงขึ้น โดยเฉพาะอย่างยิ่งที่ค่าโหลด $\rho_{n1} = 80$ เปอร์เซ็นต์และ $\rho_{n2} = 20$ เปอร์เซ็นต์ ดังแสดงในรูปที่ 3.6 แต่เกือบไม่เปลี่ยนแปลงเมื่อค่าโหลด $\rho_{n1} = 80$ เปอร์เซ็นต์และ $\rho_{n2} = 20$ เปอร์เซ็นต์ ซึ่งแสดงว่าการควบคุมค่า γ_1 ของ FLAP และ SDLAP ในบางสถานการณ์นั้นอาจทำให้ประสิทธิภาพของโครงข่ายลดลงอย่างมากเมื่อมีการเปลี่ยนแปลงค่า γ_i ในขณะที่ ODLAP สามารถให้ประสิทธิภาพการใช้จ่ายประโยชน์ข่ายเชื่อมโยงที่ดีกว่าในทุกช่วงของค่า γ_i

จากรูปที่ 3.4–3.6 จะเห็นว่าในการควบคุม γ_1 ของวิธีการจองทรัพยากรทำได้อย่างจำกัด ดังตัวอย่างเช่นในกรณีของ $\rho_{n1} = 50$ เปอร์เซ็นต์และ $\rho_{n2} = 50$ เปอร์เซ็นต์มีค่า γ_1 เพียง 10 ค่าเท่านั้นที่ได้ตรงตามต้องการบนช่วงของ $\gamma_1 = 1$ ถึง 4 คือ $\gamma_1 = 1, 1.6, 1.8, 2.2, 2.6, 2.8, 3.2, 3.4, 3.8$ และ 4 ซึ่งต่างจาก CAC ที่เสนอที่สามารถควบคุมค่า γ_1 ได้ทุกค่าในช่วงเดียวกัน ผลการทดลองนี้สามารถยืนยันได้อย่างชัดเจนถึงขีดจำกัดในการควบคุมความน่าจะเป็นของการบล็อกของ CAC ที่ใช้การตัดสินใจแบบฮาร์ด ยิ่งไปกว่านั้นจะเห็นว่าความสัมพันธ์ของค่าการใช้ประโยชน์ข่ายเชื่อมโยงกับ γ_1 ไม่สามารถคาดเดาได้ ที่ค่า γ_1 บางค่าจะให้ค่าการใช้ประโยชน์ข่ายเชื่อมโยงที่สูง ขณะที่จุดอื่นนั้นให้ค่าที่ไม่สูงนัก ทำให้เห็นได้ว่ามีระดับการใช้ประโยชน์ข่ายเชื่อมโยงที่แตกต่างกันมากที่ค่า γ_1 ต่าง ๆ กัน ซึ่งต่างจาก CAC แบบใช้ความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึงที่ให้ค่าการใช้ประโยชน์ข่ายเชื่อมโยงที่มีแนวโน้มเป็นฟังก์ชันลดอย่างเดียวเมื่อเทียบกับค่า γ_1

อย่างไรก็ตามในทดลองที่ผ่านมาเรากำหนดให้ความจุสมมูลมีลักษณะเป็นเชิงเส้น ซึ่งผลที่ได้คือทำให้การควบคุมการบล็อกของวิธีการจองทรัพยากรทำได้จำกัด แต่เมื่อเราเปลี่ยนความจุสมมูลให้มีลักษณะไม่เป็นเชิงเส้น และลดขนาดของความต้องการความจุลง จะทำให้ค่า TR_i ที่เป็นไปได้ทั้งหมดเพิ่มขึ้น ซึ่งจะทำให้ในการปรับค่า γ_1 ทำได้ละเอียดขึ้น ดังที่แสดงในตารางที่ 3.4 และรูปที่ 3.7 โดยจะกำหนดให้ $G_i(n_i)$ มีฟังก์ชันอยู่ในรูป $G_i(n_i) = \alpha n_i + \beta \sqrt{n_i}$ และกำหนดให้กราฟฟิกชนิดที่ 1 มีค่า $\alpha = 0.6$ และ $\beta = 2$ และกราฟฟิกชนิดที่สองมีค่า $\alpha = 3$ และ $\beta = 21$ จะเห็นได้ว่าการจองทรัพยากรนั้น

ตารางที่ 3.4 ค่าพารามิเตอร์ของ CAC โดยใช้ความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึง ที่ค่า $\rho_{n1} = 50$ และ $\rho_{n2} = 50$ เปอร์เซ็นต์

γ_1	FLAP	SDLAP		ODLAP		Trunk reservation	
	p_1	V_1	m_1	TH_1	\tilde{p}_1	TR_1	TR_2
1	0.84085	81	0.45158	7.373	0.22717	24.049	24
2	0.75419	70	0.15283	9.3838	0.057303	28.741	26.011
3	0.70032	57	0.033994	11.395	0.01597	29.411	24
4	0.6622	61	0.17281	12.735	0.033291	35.443	28.022
5	0.63308	62	0.965	13.405	0.0056006	34.773	26.011
6	0.60969	50	0.048918	14.746	0.03915	36.114	26.011
7	0.59023	46	0.039989	15.416	0.0071149	15.335	0
8	0.57361	53	0.20545	16.757	0.037743	36.114	24
9	0.55913	54	0.6083	17.427	0.039378	42.146	28.022
10	0.54632	54	0.90374	17.427	0.0019724	17.346	0
11	0.53485	50	0.20219	18.097	0.013205	18.016	0
12	0.52447	42	0.056157	18.768	0.012392	39.465	24
13	0.51499	37	0.038591	19.438	0.026603	—	—
14	0.50629	35	0.035886	19.438	0.0031029	19.357	0
15	0.49824	34	0.035767	20.108	0.019019	44.827	26.681
16	0.49076	43	0.11893	20.778	0.033531	20.027	0
17	0.48377	46	0.46526	20.778	0.015637	42.816	24
18	0.47722	46	0.58207	21.449	0.028131	—	—
19	0.47106	46	0.71994	21.449	0.012575	44.157	24.67
20	0.46524	46	0.82359	22.119	0.025686	44.157	24



รูปที่ 3.7 ฟังก์ชันการใช้ประโยชน์ข่ายเชื่อมโยงกับค่า γ_1 ที่ค่า $\rho_{n1} = 50$ และ $\rho_{n2} = 50$ เปอร์เซนต์

สามารถหาค่า γ_1 ได้เกือบทุกจุดยกเว้นที่ค่า $\gamma_1 = 13$ และ 18 แม้ว่าความสามารถในการควบคุมจะทำได้ดีขึ้น ขณะเดียวกันมันก็ทำให้การตรวจหาค่า TR_i ที่เหมาะสมทำได้ยากขึ้น เนื่องจากจำนวนการสับเปลี่ยนค่า TR_i ที่เป็นไปได้ก็จะมากขึ้นด้วยตาม $O(C^k)$ แต่สำหรับความซับซ้อนของการหาค่า p_i ของ FLAP นั้นยังมีค่าคงเดิม

สำหรับการวิเคราะห์ประสิทธิภาพข่ายเชื่อมโยงกรณีที่มีจำนวนทรานฟฟิก 4 ชนิดจะแสดงเฉพาะกรณีที่มีความจุข่ายเชื่อมโยงเพียง 50 Mbps และที่ความจุสมมูลเป็นเชิงเส้น เนื่องจากความซับซ้อนของการคำนวณความน่าจะเป็นของการบล็อกและปริมาณหน่วยความจำที่ต้องใช้เก็บปริภูมิสถานะทั้งหมดจะเพิ่มตาม $O(C^k)$ นั้นหมายความว่าเวลาที่ใช้ในการคำนวณและปริมาณหน่วยความจำสำหรับกรณีที่มีความจุ 150 Mbps มีมากกว่ากรณีที่มีความจุ 50 Mbps ถึง $3^4 = 81$ เท่าทำให้การทดสอบในกรณีที่มีทรานฟฟิก 4 ชนิดทำได้ยาก¹

การทดสอบระบบกรณีที่มีทรานฟฟิก 4 ชนิด ค่า γ_i จะถูกกำหนดตามค่าที่ได้จากวิธีการจองทรงค์ เนื่องจากหาค่า TR_i ที่ทำให้ได้ค่า γ_i ตามต้องการสำหรับระบบที่มีทรานฟฟิก 4 ชนิดมี

¹ สำหรับการทดสอบบนระบบที่มีทรานฟฟิก 4 ชนิดบนข่ายเชื่อมโยงขนาด 150 Mbps ต้องอาศัยกรรมวิธีเชิงตัวเลขเพื่อลดความซับซ้อนในการคำนวณ ซึ่งจะเสนอในบทที่ 4

ความซับซ้อนสูงเกินไปในทางปฏิบัติ การกำหนดค่า γ_i ทำได้โดยเปลี่ยน TR_i เป็นค่าต่าง ๆ ที่ $\rho_{ni} = 25$ เปอร์เซ็นต์สำหรับค่า i ทุกค่าและกำหนดความจุสมมูลเป็นดังนี้ $G_1(n_1) = n_1, G_2(n_2) = 2n_2, G_3(n_3) = 4n_3$ และ $G_4(n_4) = 8n_4$ Mbps ค่าที่ได้แสดงดังตารางที่ 3.5 โดยที่ค่าการใช้ประโยชน์ข่ายเชื่อมโยงแสดงในรูปที่ 3.8 จากผลการทดสอบสังเกตได้ว่าแม้ในกรณีที่มีทราฟฟิก 4 ชนิดการใช้ประโยชน์ข่ายเชื่อมโยงของวิธี SDLAP ก็มีค่าใกล้เคียงกับของวิธี FLAP ซึ่งเห็นได้ว่าการใช้ประโยชน์ที่เพิ่มขึ้นนั้น ไม่คุ้มค่ากับความซับซ้อนที่เพิ่มขึ้น โดยเฉพาะเมื่อเทียบกับวิธี ODLAP แล้วจะเห็นได้ว่า SDLAP เป็นวิธีที่มีประสิทธิภาพต่ำไม่เหมาะแก่การนำมาใช้ในทางปฏิบัติ

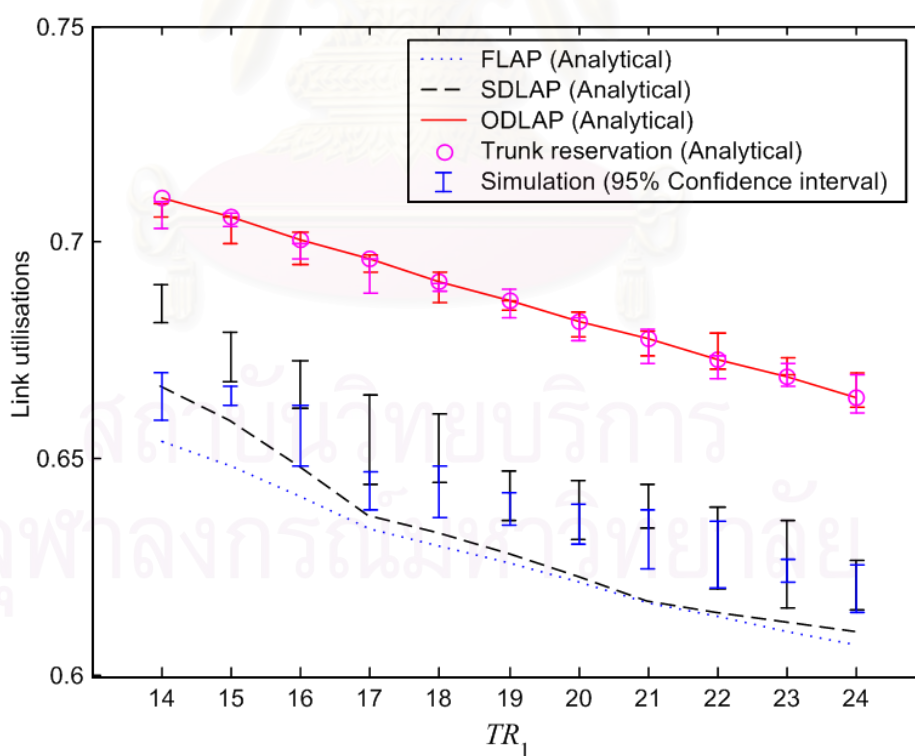
3.4 สรุปผล

ในบทนี้ได้พัฒนา CAC ในรูปแบบใหม่ โดยใช้ความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึงมาประยุกต์เพื่อลำดับความสำคัญระหว่างทราฟฟิกเรียกว่าการจำกัดการเข้าถึงด้วยความน่าจะเป็นคงที่ (Fixed Limited Access Probability : FLAP) การจำกัดการเข้าถึงด้วยความน่าจะเป็นที่ขึ้นกับสถานะของระบบ (State Dependent Limited Access Probability: SLAP) การจำกัดการเข้าถึงด้วยความน่าจะเป็นที่ขึ้นกับการครอบครองความจุของระบบ (Occupancy Dependent Limited Access Probability: ODLAP) CAC เหล่านี้จะมีความยืดหยุ่นในการควบคุมสัดส่วนความน่าจะเป็นของการบล็อกได้ดีกว่า CAC ในรูปแบบอื่น ๆ การศึกษาสมรรถนะของ CAC ที่เสนอนั้นทำโดยใช้ทั้งการคำนวณทางคณิตศาสตร์และการจำลองแบบ ผลจากการทดสอบที่แสดงในบทนี้พบว่า CAC แบบใช้ความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึงมีสมรรถนะที่สูงใกล้เคียงกับที่ได้จากการจองทรัพยากร โดยสมรรถนะของ CAC ที่เสนอนี้มีสมรรถนะเรียงลำดับจากสูงไปต่ำดังนี้ ODLAP, SDLAP และ FLAP ซึ่งค่าการใช้ประโยชน์ข่ายเชื่อมโยงของ ODLAP สูงกว่า FLAP ได้ถึง 14% และสูงกว่า SDLAP ได้ถึง 11% อย่างไรก็ตามในแง่ของความซับซ้อนของการคำนวณพบว่าการหาค่าความน่าจะเป็นในการจำกัดการเข้าถึงที่เหมาะสมของ FLAP มีความซับซ้อนต่ำกว่าวิธีอื่น ๆ

แม้ว่าผลจากการทดสอบที่ได้แสดงว่า CAC แบบความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึงมีสมรรถนะที่สูงในการใช้งานข่ายเชื่อมโยง แต่ปัญหาสำคัญประการหนึ่งที่ต้องคำนึงถึงคือความซับซ้อนในการคำนวณ เนื่องจากในการคำนวณค่าความน่าจะเป็นของการบล็อกมีความซับซ้อนเป็น $O(C^k)$ ดังนั้นวิธีการคำนวณที่มีประสิทธิภาพและสะดวกในการพิจารณาหาค่าความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึงในกรณีที่มีทราฟฟิก k ชนิด เพื่อควบคุมค่า γ_i ได้ตามต้องการ จึงเป็นสิ่งที่ท้าทายและจำเป็นต่อการนำ CAC แบบความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึงมาประยุกต์ใช้งานได้อย่างมีประสิทธิภาพ

ตารางที่ 3.5 ค่า γ_i ที่ค่า TR_i ต่างๆ โดยกำหนดให้ค่าออร์เมลไลซ์โหลดเท่ากันที่ $\rho_{ni} = 25$ เปอร์เซ็นต์

(TR_1, \dots, TR_4)	$[\gamma_1, \dots, \gamma_k]$
(14, 12, 10, 0)	[3.0382, 2.2001, 1.4727, 1]
(15, 12, 10, 0)	[3.4397, 2.2027, 1.4640, 1]
(16, 12, 10, 0)	[3.8871, 2.2442, 1.4975, 1]
(17, 12, 10, 0)	[4.4050, 2.2952, 1.5381, 1]
(18, 12, 10, 0)	[4.7470, 2.2803, 1.5041, 1]
(19, 12, 10, 0)	[5.1192, 2.2653, 1.4664, 1]
(20, 12, 10, 0)	[5.5057, 2.2584, 1.4795, 1]
(21, 12, 10, 0)	[5.9446, 2.2529, 1.4955, 1]
(22, 12, 10, 0)	[6.2608, 2.2448, 1.4846, 1]
(23, 12, 10, 0)	[6.6204, 2.2374, 1.4727, 1]
(34, 12, 10, 0)	[6.9652, 2.2472, 1.4861, 1]



รูปที่ 3.8 ค่าการใช้ประโยชน์ง่ายเชื่อมโยงที่ $\rho_{ni} = 25$ เปอร์เซ็นต์สำหรับกราฟฟิกทุกชนิด โดยที่ $C = 50$ Mbps

บทที่ 4

การประมาณในการคำนวณแบบหลายมิติ

ในบทที่ 3 ได้แสดงการคำนวณหาค่าความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึงของทั้ง 3 วิธีที่ทำให้ได้ค่า γ_1 ตามต้องการ และการคำนวณหาค่าความน่าจะเป็นของการบล็อกโดยใช้ผลเฉลยในรูปการคูณ หรือการใช้สมการสมมูลของทั้งหมด เพื่อนำไปใช้วิเคราะห์สมรรถนะของการใช้ข่ายเชื่อมโยง สิ่งหนึ่งที่เป็นปัญหาในการวิเคราะห์และใช้งาน CAC โดยใช้ความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึงนั้นคือ ความซับซ้อนในการคำนวณหาค่าความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึงที่เหมาะสม โดยเฉพาะอย่างยิ่งเมื่อจำนวนชนิดของทราฟฟิกเพิ่มสูงขึ้น จึงทำให้วิธีการคำนวณที่ใช้ในบทที่ 3 นั้นไม่สามารถนำมาใช้ได้ ดังนั้นในบทนี้จึงเสนออัลกอริทึมในการคำนวณที่นำมาประยุกต์ใช้กับ CAC ที่ใช้ความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึงเพื่อลดความซับซ้อนในการคำนวณสำหรับวิธี FLAP และ ODLAP เท่านั้น เนื่องจากประสิทธิภาพของวิธี SDLAP และ FLAP ใกล้เคียงกันในขณะที่วิธี SDLAP มีความซับซ้อนในการหาค่าความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึงสูงกว่า ดังที่แสดงในบทที่ 3

ความซับซ้อนในการคำนวณของ CAC แบบใช้ความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึงที่เกิดขึ้นนั้นสามารถแบ่งได้เป็นสองส่วนคือ

1. ความซับซ้อนเนื่องจากการหาค่าความน่าจะเป็นของการบล็อก

เกิดจากการหาค่าคงที่การนอร์มัลไลซ์ $K(S)$ (สำหรับ FLAP) และการแก้ระบบสมการเชิงเส้น (สำหรับ ODLAP) ซึ่งปกติแล้วจะมีความซับซ้อนในการคำนวณเป็น $O(C^k)$ จากการศึกษาของ [27, บทที่ 3] กรรมวิธีเชิงตัวเลขหลายวิธีถูกนำมาประยุกต์ใช้เพื่อลดความซับซ้อนในการหาค่าคงที่การนอร์มัลไลซ์ ตัวอย่างเช่น คอนโวลูชันอัลกอริทึม (convolution algorithm) ซึ่งสามารถลดความซับซ้อนลงเหลือ $O(C^2k^2)$ และค่าที่ได้เป็นแบบแม่นยำ เทคนิคผลรวมของมอนติคาร์โลก็เป็นอีกวิธีหนึ่งที่สามารถลดความซับซ้อนในการคำนวณได้แต่ค่าที่ได้นั้นเป็นค่าประมาณบนช่วงความมั่นใจที่กำหนด ซึ่งมีความซับซ้อนในการคำนวณเป็น $O((C + M)k)$ โดยที่ M เป็นจำนวนของตัวอย่างที่ใช้สำหรับเทคนิคผลรวมของมอนติคาร์โล แม้ว่าเทคนิคผลรวมของมอนติคาร์โลจะมีความซับซ้อนที่ต่ำกว่าค่าที่ได้นั้นเป็นค่าโดยประมาณ อย่างไรก็ตามในปี ค.ศ. 1981 คัพแมน (Kaufman) [28] และโรเบิร์ต (Robert) [29] ได้เสนอระเบียบวิธีการเกิดซ้ำ ระเบียบวิธีนี้มีประสิทธิภาพในการคำนวณสูงและค่าความน่าจะเป็นของการบล็อกที่ได้เป็นค่าที่แม่นยำ โดยมีความซับซ้อนทางเวลาเป็น $O(Ck)$ และความ

ต้องการหน่วยความจำเป็น $O(k)$ แต่ระเบียบวิธีนี้ใช้ได้เฉพาะกรณีฟังก์ชันความจุสมมูลเป็นเชิงเส้นเท่านั้น

2. ความซับซ้อนเนื่องจากการหาค่าความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึงที่เหมาะสม

ในบทที่ 3 ได้แสดงวิธีการหาค่าความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึงของ CAC ทั้งสามรูปแบบในกรณีที่มีจำนวนทราฟฟิกเพียงสองชนิด ซึ่งพบว่า ODLAP ต้องอาศัยการตรวจหาค่าเริ่มต้น TH_1 ที่เหมาะสมก่อน โดยความซับซ้อนในการหาค่าเริ่มต้นนั้นเป็น $O(C^k)$ เมื่อหาค่าเริ่มต้นได้แล้วจึงหาค่า \tilde{p}_i ซึ่งสามารถใช้กรรมวิธีเชิงตัวเลขเช่นเดียวกันที่ใช้กับ FLAP อย่างไรก็ตามการใช้กรรมวิธีเชิงตัวเลขอย่างง่ายไม่สามารถนำมาประยุกต์ใช้กับกรณีที่มีจำนวนทราฟฟิกมากกว่าสองชนิดได้ เนื่องจากระบบที่พิจารณานั้นเป็นระบบที่ไม่เป็นเชิงเส้น แม้ว่าจะมีระเบียบวิธีเชิงตัวเลขหลายวิธีที่สามารถหาผลเฉลยได้อย่างมีประสิทธิภาพก็ตาม แต่การก็ต้องอาศัยการคำนวณที่ค่อนข้างซับซ้อน และบางครั้งก็ไม่อาจหาผลเฉลยได้

4.1 การคำนวณค่าความน่าจะเป็นของการบล็อก

จากที่กล่าวมาในข้างต้นมีงานวิจัยหลายงานเสนอวิธีการหาค่าความน่าจะเป็นของการบล็อกที่มีประสิทธิภาพ อัลกอริทึมการเกิดซ้ำของคัพแมนและโรเบิร์ต [28], [29] เป็นอัลกอริทึมที่ได้รับการยอมรับอย่างกว้างขวาง และถูกนำไปประยุกต์ใช้ในหลายแนวทาง เนื่องจากอัลกอริทึมนี้มีประสิทธิภาพในการคำนวณสูงและให้ผลเฉลยที่แม่นยำ

4.1.1 อัลกอริทึมการเกิดซ้ำของคัพแมนและโรเบิร์ต (Kaufman and Robert's recursive algorithm)

วิธีการคำนวณค่าความน่าจะเป็นของการบล็อกโดยอัลกอริทึมการเกิดซ้ำของคัพแมนและโรเบิร์ต มีแนวคิดพื้นฐานคือการส่งผ่านปริภูมิสถานะจากหลายมิติไปยังปริภูมิสถานะที่มีเพียงมิติเดียว โดยกำหนดให้ Φ แทนเซตที่บรรจุค่าความจุข่ายเชื่อมโยงที่ถูกใช้งานที่เป็นไปได้ทั้งหมด กำหนด $q(c)$ เป็นค่าความน่าจะเป็นที่มีการใช้งานความจุข่ายเชื่อมโยง c หน่วยในสถานะอยู่ตัวใน หรือเรียกว่า การแจกแจงของเวลายึดครองข่ายเชื่อมโยง (link-occupancy distribution) จาก [28] และ [29] ได้แสดงว่าค่าความน่าจะเป็น $q(c)$ สามารถหาได้จากการเกิดซ้ำของ

$$cq(c) = \sum_{i=1}^k \rho_i b_i q(c - b_i) \quad \text{สำหรับ } c \in \Phi \quad (4.1)$$

ตามเงื่อนไข 2 ข้อดังนี้

$$q(c) = 0 \quad \text{สำหรับ } c \notin \Phi, \quad (4.2)$$

$$\sum_{c \in \Phi} q(c) = 1 \quad (4.3)$$

จากค่าความน่าจะเป็น $q(c)$ สำหรับทุกค่า $c \in \Phi$ ทำให้สามารถคำนวณค่าความน่าจะเป็นของการบล็อกของทราฟฟิกชนิดที่ i ได้จาก

$$B_i = \sum_{\{c \in \Phi | c + b_i \notin \Phi\}} q(c) \quad (4.4)$$

ความซับซ้อนทางเวลาที่ใช้ในการคำนวณสมการ (4.1)–(4.4) คือ $O(C_k k)$ และความต้องการหน่วยความจำเป็น $O(k)$ [28] โดยที่ C_k คือขนาดของเซต Φ ดังนั้น C_k จึงเป็นสัดส่วนโดยตรงของค่าความจุข่ายเชื่อมโยง C เมื่อ C มีค่ามาก ความซับซ้อนทางเวลาสามารถประมาณได้เป็น $O(Ck)$

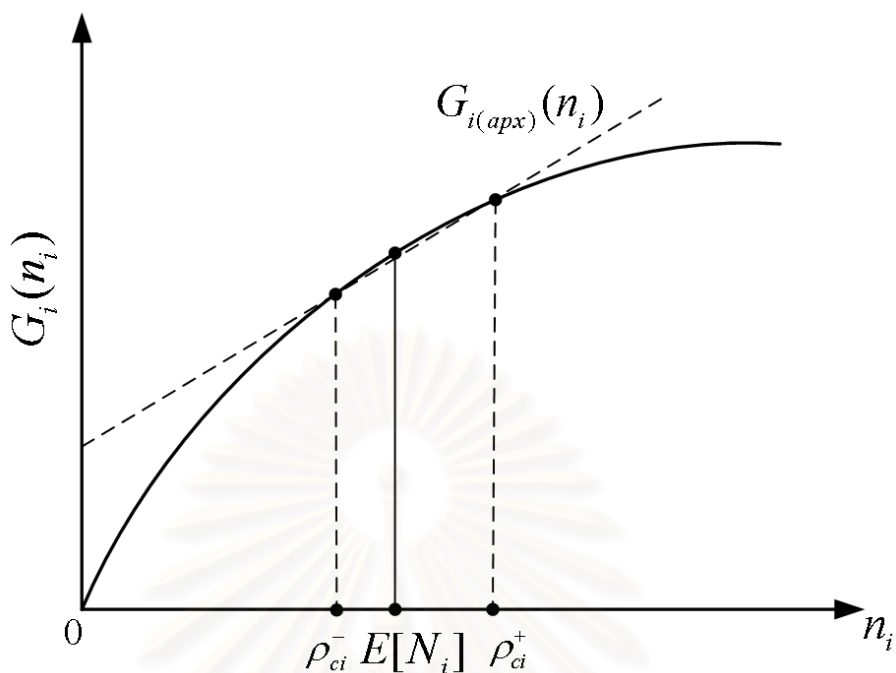
4.1.2 การหาค่าความน่าจะเป็นของการบล็อกบนโดเมนไม่เป็นเชิงเส้น

ปัญหาสำคัญใน โครงข่ายในปัจจุบันอย่างหนึ่งคือปัญหาของโดเมนไม่เป็นเชิงเส้น ซึ่งเกิดจากฟังก์ชันความจุสมมูลที่ไม่เป็นเชิงเส้น แม้ว่าอัลกอริทึมการเกิดซ้ำของคัพแมนและโรเบิร์ตเป็นวิธีที่มีประสิทธิภาพสูงแต่ไม่สามารถใช้งานได้บนโดเมนไม่เป็นเชิงเส้น ในทางกลับกันผลเฉลยในรูปการคูณนั้นสามารถใช้ได้กับโดเมนไม่เป็นเชิงเส้นแต่มีความซับซ้อนในการคำนวณสูงจึงมีประโยชน์เพียงในทางทฤษฎีไม่สามารถนำไปใช้ได้ทางปฏิบัติ ดังนั้นใน [24] จึงได้เสนอการหาค่าความน่าจะเป็นของการบล็อกบนโดเมนไม่เป็นเชิงเส้น โดยใช้ประมาณเชิงเส้นร่วมกับการวนซ้ำแบบจุดตรึง (fixed-point iteration) และอัลกอริทึมการเกิดซ้ำของคัพแมนและโรเบิร์ต

4.1.2.1 การประมาณเชิงเส้น (Linear approximation model)

การประมาณเชิงเส้นมีแนวความคิดที่ต้องการเปลี่ยนจากโดเมนไม่เชิงเส้นให้เป็นโดเมนเชิงเส้นเพื่อให้สามารถคำนวณได้ง่ายขึ้น โดยอาศัยการประมาณค่าจากเส้นตรงที่ผ่านบริเวณจุดทำงานของระบบ พิจารณาระบบที่เป็นกระบวนการสโตแคสติก กำหนดให้ $G_i(N_i(t))$ เป็นค่าความจุของข่ายเชื่อมโยงที่ถูกใช้โดยทราฟฟิกชนิดที่ i ที่เวลา t โดยที่ $\pi_{N_i}(n_i)$ เป็นการแจกแจงมาจินัล (marginal distribution) ของ $N_i(t)$ ในสถานะอยู่ตัว ซึ่งสามารถหาได้จาก

$$\pi_{N_i}(n_i) = \sum_{n_1} \cdots \sum_{n_{i-1}} \sum_{n_{i+1}} \cdots \sum_{n_k} \pi(n_1, \dots, n_i, \dots, n_k) \quad (4.5)$$



รูปที่ 4.1 แผนภาพการประมาณค่า $G_i(n_i)$ ด้วยการประมาณเชิงเส้น $G_{i(apx)}(n_i)$

โดยที่ขอบเขตของการบวกจะถูกกำหนดโดยค่า $n_j (j \neq 1)$ ทั้งหมดที่เป็นไปได้ ซึ่งสมนัยกับปริภูมิสถานะ (2.2)

เนื่องจากการแจกแจงของ $\pi_{N_i}(n_i)$ จะมีค่าสูงสุดในบริเวณค่า $n_i = E[N_i]$ ซึ่งสามารถนำมาใช้เป็นตัวประมาณค่าฟังก์ชันไม่เป็นเชิงเส้น $G(\cdot)$ โดยฟังก์ชันเชิงเส้น $G_{i(apx)}(\cdot)$ ในการคำนวณหาฟังก์ชัน $G_{i(apx)}(\cdot)$ สามารถทำได้ดังนี้

$$G_{i(apx)}(\rho_{c_i}^-) = G_i(\rho_{c_i}^-) \quad (4.6)$$

$$G_{i(apx)}(\rho_{c_i}^+) = G_i(\rho_{c_i}^+) \quad (4.7)$$

ในสมการที่ (4.6) และ (4.7) ค่า $\rho_{c_i}^-$ หมายถึง $\lfloor E[N_i] \rfloor$ และค่า $\rho_{c_i}^+$ หมายถึง $(\lfloor E[N_i] \rfloor + 1)$ โดยที่ $\lfloor a \rfloor$ เป็นจำนวนเต็มสูงสุดที่ไม่มากกว่า a การประมาณค่า $G_{i(apx)}(\cdot)$ ให้ใกล้เคียงกับ $G_i(\cdot)$ สามารถทำได้โดยใช้ฟังก์ชันเส้นตรงที่ผ่านจุดสองจุดซึ่งเป็นจำนวนเต็มระหว่างค่าเฉลี่ยที่ใกล้ค่าเฉลี่ยมากที่สุดดังแสดงในรูปที่ 4.1 ฟังก์ชันเส้นตรงนี้สามารถหาได้โดยตรงจาก

$$G_{i(apx)}(n_i) = b_i n_i + c_i \quad (4.8)$$

โดยที่

$$b_i = G_i(\rho_{c_i}^+) - G_i(\rho_{c_i}^-), \quad (4.9)$$

$$c_i = \rho_{c_i}^+ G_i(\rho_{c_i}^-) - \rho_{c_i}^- G_i(\rho_{c_i}^+) \quad (4.10)$$

จากนั้น หาเซตปริภูมิสถานะโดยประมาณ $S_{(apx)}$ จากสมการที่ (2.2) ด้วยการแทนค่า $G_i(n_i)$ ด้วยสมการที่ (4.8)

$$S_{(apx)} = \left\{ n \in \mathcal{I}^k \mid \sum_{i=1}^k b_i n_i \leq C_R \right\} \quad (4.11)$$

และ

$$C_R = C - \sum_{i=1}^k c_i \quad (4.12)$$

จาก (4.11) และ (4.12) ค่าพารามิเตอร์ b_i แสดงถึงค่าความชันของฟังก์ชันความจุสมมูลที่เป็นเชิงเส้น และ C_R คือค่าความจุย้ายเชื่อมโยงที่ถูกลดลง จากการประมาณค่าตาม (4.8)–(4.12) ทำให้สามารถเปลี่ยนปัญหาจากโดเมนไม่เป็นเชิงเส้นไปสู่โดเมนเชิงเส้น

4.1.2.2 การวนซ้ำแบบจุดตรึง (Fixed-point iteration)

จากสูตรการคำนวณของการประมาณเชิงเส้นที่ได้อธิบายไปนั้น เป็นการคำนวณโดยสมมติว่ารู้ค่า $E[N_i]$ สำหรับทุกค่า $i = 1, \dots, k$ อย่างไรก็ตามการสมมติดังกล่าวไม่สามารถทำได้ในความเป็นจริงเนื่องจาก

$$E[N_i] = \rho_i(1 - B_i) \quad (4.13)$$

โดยที่ $E[N_i]$ คือโหลดของทราฟฟิกชนิดที่ i ที่ระบบรองรับได้ และ B_i คือค่าพารามิเตอร์ที่ต้องการหาค่า ดังนั้นในการแก้ปัญหาดังกล่าวจึงนำระเบียบวิธีการวนซ้ำแบบจุดตรึง (Fixed-point iteration) มาประยุกต์ใช้ [30]

พิจารณาความน่าจะเป็นของการบล็อกเป็นค่าพารามิเตอร์ในการเกิดซ้ำ โดยกำหนดให้ $B_i^{(l)}$ เป็นค่าโดยประมาณของ B_i ในการวนซ้ำครั้งที่ l สำหรับ $l = 1, 2, 3, \dots$ และให้ $B_i^{(0)}$ เป็นค่าเริ่มต้นของการวนซ้ำ ระเบียบวิธีการวนซ้ำแบบจุดตรึงมีขั้นตอนดังนี้

การเกิดซ้ำที่ 4.1

1. กำหนด $l = 0$

2. คำนวณค่า $E[N_i]$ สำหรับค่า i ทุกค่า จากสมการ (4.13) โดยแทนค่า $B_i^{(l)}$ ที่ได้ใน B_i
3. คำนวณค่า $\rho_{c_i}^- = \lfloor E[N_i] \rfloor$ และ $\rho_{c_i}^+ = (\lfloor E[N_i] \rfloor + 1)$ สำหรับค่า i ทุกค่า
4. คำนวณค่าพารามิเตอร์ของการประมาณเชิงเส้น (C_R และ b_i สำหรับค่า i ทุกค่า) โดยสมการ (4.9), (4.10) และ (4.12)
5. หาค่าความน่าจะเป็นของการบล็อก B_i สำหรับค่า i ทุกค่า จากการประมาณเชิงเส้นโดยใช้อัลกอริทึมการเกิดซ้ำของคัพแมนและโรเบิร์ต (4.1)-(4.4)
6. ปรับค่า $B_i^{(l+1)} = B_i$ สำหรับค่า i ทุกค่า
7. ถ้า $|B_i^{(l+1)} - B_i^{(l)}|/B_i^{(l+1)} < \tau$ แล้วจึงหยุดการวนซ้ำ ถ้าไม่เช่นนั้น ให้ค่า $l = l + 1$ และกลับไปสู่ขั้นตอนที่ 2 โดยที่ τ คือค่าความคลาดเคลื่อนที่ยอมรับได้สำหรับค่า i ทุกค่า

จาก [24] พบว่าการวนซ้ำนี้จะเข้าสู่ผลเฉลยในการทำซ้ำเพียงไม่กี่ครั้ง ส่งผลให้ความซับซ้อนในการคำนวณของการทำซ้ำนี้อยู่ในระดับเดียวกับอัลกอริทึมการเกิดซ้ำของคัพแมนและโรเบิร์ตซึ่งมีความซับซ้อนทางเวลาเป็น $O(Ck)$ โดยที่ C เป็นค่าความจุของข่ายเชื่อมโยงและ k เป็นจำนวนชนิดของทราฟฟิก

4.1.3 การประมาณความน่าจะเป็นของการบล็อกของ FLAP

ค่าความน่าจะเป็นของการบล็อกของ FLAP สามารถหาได้โดยประยุกต์ใช้อัลกอริทึมที่ได้แสดงในหัวข้อที่ 4.1 โดยเริ่มจากการประมาณเชิงเส้นหาค่าเพื่อหาค่าความต้องการความจุของข่ายเชื่อมโยงสำหรับทราฟฟิกชนิดที่ i , b_i และความจุข่ายเชื่อมโยงที่ถูกลดลง C_R ตามสมการที่ (4.9), (4.10) และ (4.12) จากนั้นหาการแจกแจงของเวลายืดครองข่ายเชื่อมโยงโดยอาศัยแนวคิดของอัลกอริทึมการเกิดซ้ำของคัพแมนและโรเบิร์ต

การคำนวณการแจกแจงของเวลายืดครองข่ายเชื่อมโยงหา $q(c)$ สำหรับ FLAP ทำได้ทำนองเดียวกับอัลกอริทึมการเกิดซ้ำของคัพแมนและโรเบิร์ต โดยเริ่มหา $q(c)$ จาก

$$cq(c) = \sum_{i=1}^k \rho_i p_i b_i q(c - b_i) \quad \text{สำหรับ } c \in \Phi \quad (4.14)$$

โดยยังมีเงื่อนไข 2 เงื่อนไขดังสมการที่ (4.2) และ (4.3) จากค่าความน่าจะเป็น $q(c)$ สำหรับทุกค่า $c \in \Phi$ ทำให้สามารถคำนวณค่าประมาณของความน่าจะเป็นของการบล็อกกราฟฟิคนิตที่ i ได้จาก

$$B_{i(apx)} = 1 - p_i \sum_{\{c \in F_i\}} q(c) \quad (4.15)$$

โดยที่

$$F_i \triangleq \{c \in \Phi \mid c + b_i \in \Phi\} \quad (4.16)$$

เห็นได้ว่าความซับซ้อนในการคำนวณความน่าจะเป็นของการบล็อกของ FLAP อยู่ในระดับเดียวกับการคำนวณที่ได้จากอัลกอริทึมการเกิดซ้ำของคัพแมนและโรเบิร์ต

4.1.4 การประมาณความน่าจะเป็นของการบล็อกของ ODLAP

สำหรับการประมาณค่าความน่าจะเป็นของการบล็อกสำหรับ ODLAP หาได้ทำนองเดียวกัน โดยเริ่มหาค่า $q(c)$ จากสมการ

$$cq(c) = \sum_{i=1}^k \rho_i p_i(c) b_i q(c - b_i) \quad \text{สำหรับ } c \in \Phi \quad (4.17)$$

โดยที่

$$p_i(c) = \begin{cases} \tilde{p}_i, & \text{ถ้า } c \geq C_R - TH_i \\ 1, & \text{ค่าอื่นๆ} \end{cases} \quad (4.18)$$

และเงื่อนไข 2 เงื่อนไขดังสมการที่ (4.2) และ (4.3) เมื่อได้ $q(c)$ แล้วจากนั้นจึงคำนวณหาค่าความน่าจะเป็นของการบล็อกได้จาก

$$B_{i(apx)} = \sum_{\{c \in \Phi \mid c + b_i \notin \Phi\}} q(c) + (1 - \tilde{p}_i) \sum_{\{c \in F_i \mid c \geq C_R - TH_i\}} q(c) \quad (4.19)$$

จากบทที่ 3 จะเห็นว่า การคำนวณความน่าจะเป็นของการบล็อกของ ODLAP จะมีความซับซ้อนในการคำนวณสูงกว่า FLAP แต่เมื่อนำเอาอัลกอริทึมการเกิดซ้ำของคัพแมนและโรเบิร์ตมาประยุกต์ใช้ทำให้ความซับซ้อนในการคำนวณของ ODLAP นั้นลดลงมาอยู่ในระดับเดียวกับ FLAP

4.2 การหาค่าความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึง

ในกรณีของกราฟฟิคนิตหลายชนิดการหาค่าความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึงที่เหมาะสมจะมีลักษณะที่แตกต่างจากกรณีที่มีกราฟฟิคนิตเพียงสองชนิด เนื่องจากการปรับค่าความน่าจะเป็นของการ

จำกัดการเข้าถึงของทราฟฟิกแต่ละชนิดนั้นส่งผลต่อการบล็อกของทราฟฟิกชนิดอื่นในระบบด้วย ซึ่งการเปลี่ยนแปลงดังกล่าวเป็นลักษณะของระบบไม่เป็นเชิงเส้น ในการวิเคราะห์หาผลเฉลยที่อยู่ในรูปของสมการไม่เป็นเชิงเส้น โดยตรงนั้นมีความซับซ้อนสูงและยากที่จะนำมาใช้ในทางปฏิบัติจริง ดังนั้นจึงต้องนำกรรมวิธีเชิงตัวเลขมาประยุกต์ใช้ในการแก้ปัญหา เพื่อให้ง่ายต่อการวิเคราะห์ เราจะเริ่มพิจารณาระบบที่ใช้ CAC แบบ FLAP ก่อน

4.2.1 การหาค่าความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึงของ FLAP

กำหนดให้ข่ายเชื่อมโยงรองรับทราฟฟิก k ชนิด และให้ทราฟฟิกที่ k มีความสำคัญสูงที่สุด ($p_k = 1$) จาก (3.1) เราสามารถเขียนความสัมพันธ์ระหว่างค่า γ_i และ p_i ได้เป็น

$$\frac{B_i(\mathbf{p})}{B_k(\mathbf{p})} = \gamma_i \quad (4.20)$$

โดยที่ $\mathbf{p} \triangleq (p_1, \dots, p_{k-1})$ เป็นเวกเตอร์ของความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึงของทราฟฟิกชนิดที่ $1, \dots, k-1$ และ $B_i(\mathbf{p})$ เป็นค่าความน่าจะเป็นของการบล็อกทราฟฟิกชนิดที่ i ที่สมนัยกับเวกเตอร์ \mathbf{p} เมื่อต้องการควบคุมค่า γ_i ให้ตรงตามต้องการสำหรับ $i = 1, \dots, k-1$ ซึ่งสามารถนำมาวิเคราะห์ในรูปของระบบสมการไม่เป็นเชิงเส้นที่ได้ ในการหาค่า \mathbf{p} ที่เหมาะสมนั้นเราได้นำระเบียบวิธีบริเวณความเชื่อถือ (trust region method) มาประยุกต์ใช้ (รายละเอียดอ่านในภาคผนวก ข) จากการทดสอบในสถานการณ์ที่ระบบมีผลเฉลย พบว่าระเบียบวิธีบริเวณความเชื่อถือมักจะเข้าสู่ค่าที่ต้องการในการทำซ้ำ 3 ถึง 8 ครั้งที่มีความผิดพลาดไม่เกิน 10^{-6} ซึ่งทำให้ความซับซ้อนทางเวลาของ FLAP มีค่าเป็น $O(Ck)$

4.2.2 การหาค่าความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึงของ ODLAP

สำหรับ ODLAP การหาค่าความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึงจะมีความยุ่งยากมากกว่า FLAP มาก เนื่องจากการควบคุมทราฟฟิกแต่ละชนิดของ ODLAP ต้องหาทั้งค่า TH_i และ \tilde{p}_i อย่างไรก็ตาม การปรับค่าตัวแปร TH_i และ \tilde{p}_i ส่งผลต่อการเพิ่มและลดของความน่าจะเป็นของการบล็อก แตกต่างกันในปริมาณในการเปลี่ยนแปลงค่าความน่าจะเป็นของการบล็อก กล่าวคือ ค่า TH_i เปรียบเสมือนการปรับค่าแบบหยาบ แต่ค่า \tilde{p}_i เป็นการปรับค่าแบบละเอียด ดังนั้นถ้าเราสามารถเลือกค่า TH_i ให้ใกล้เคียงกับค่าที่เหมาะสมที่สุดก็จะสามารถลดจำนวนตัวแปรที่ไม่ทราบค่าลงได้ จากนั้นจึงหาค่า \tilde{p}_i ที่เหมาะสมเพื่อให้ได้สัดส่วนการบล็อกที่ต้องการ โดยอาศัยระเบียบวิธีบริเวณความเชื่อถือ

การหาค่าเริ่มต้นของ TH_i อาศัยการประมาณค่าขอบเขตบนของค่า γ_i ซึ่งมีขั้นตอนดังนี้

การเกิดซ้ำที่ 4.2

1. กำหนดให้ $\Phi = \{\phi_1, \dots, \phi_m, \dots, \phi_M\}$ เป็นเซตของค่าความจุจ่ายเชื่อมโยงที่ถูกรูใช้งานทั้งหมดที่เป็นไปได้ ซึ่งมีสมาชิก M ตัว โดยที่สมาชิกของ Φ เรียงลำดับจากน้อยไปมาก และกำหนดให้ $TH_i \in \Phi$ และค่าเริ่มต้น $TH_i = \phi_1 = 0$ สำหรับค่า i ทุกค่า

2. นำค่า TH_i สำหรับค่า i ทุกค่า มาหาค่า γ_i จากสมการ

$$\gamma_i = \frac{B_{i(afx)}}{B_{k(afx)}} \quad (4.21)$$

เมื่อกำหนดค่า $\tilde{p}_k = 1$ และ $\tilde{p}_i = 0$ สำหรับค่า i ทุกค่า

3. หาค่า i^* จาก

$$i^* = \arg \min_{i=1, \dots, k-1} \frac{\gamma_i}{\gamma_i^*} \quad (4.22)$$

ซึ่งทำให้ $\gamma_i/\gamma_i^* < 1$ โดยที่ γ_i^* เป็นอัตราส่วนความน่าจะเป็นของการบล็อกที่ต้องการของทรานฟิกันดที่ i

4. เพิ่มค่า TH_{i^*} ถ้าค่า $TH_{i^*} = \phi_m$ เป็น $TH_{i^*} = \phi_{m+1}$ แต่ถ้า $TH_{i^*} = \phi_M$ หมายความว่าไม่สามารถหาค่าเริ่มต้นที่เหมาะสมสำหรับค่า γ_i นั้นได้ ให้จบการเกิดซ้ำ

5. ย้อนกลับไปทำขั้นตอนที่สองจนกระทั่งไม่สามารถหาค่า i^* ในขั้นตอนที่สามได้

การคำนวณจากการเกิดซ้ำที่ 4.2 ทำให้ได้ค่าเริ่มต้น TH_i สำหรับค่า i ทุกค่า ซึ่งจะทำให้ความซับซ้อนของการหาผลเฉลยของระบบลดลงเหลือเพียงระบบที่มีตัวแปรที่ไม่ทราบค่าเพียง $k - 1$ ตัว ระบบของ ODLAP ที่ทราบค่า TH_i เริ่มต้นนี้มีลักษณะคล้ายกับระบบของ FLAP ดังนั้นเราจึงสามารถนำระเบียบวิธีบริเวณความเชื่อถือมาประยุกต์หาค่า \tilde{p}_i ที่ต้องการได้ แต่อย่างไรก็ตามค่า TH_i เริ่มต้นที่ได้จากการเกิดซ้ำที่ 4.2 นั้น ไม่สามารถรับประกันได้ว่าระบบจะมีผลเฉลยที่ค่า TH_i นั้น ดังนั้นถ้าค่า TH_i ที่ได้จากการเกิดซ้ำที่ 4.2 ไม่สามารถหาผลเฉลยได้ จะต้องมีการปรับค่า TH_i เริ่มต้นอย่างเหมาะสมอีกครั้งเพื่อให้ได้ค่า \tilde{p}_i ตามต้องการ

การปรับค่า TH_i เริ่มต้นเมื่อค่า TH_i เริ่มต้นที่ได้จากการเกิดซ้ำที่ 4.2 ไม่สามารถหาผลเฉลยที่ต้องการได้สามารถทำได้ดังนี้

การเกิดซ้ำที่ 4.3

1. เมื่อค่า TH_i ที่กำหนดไม่สามารถหาผลเฉลยได้ กล่าวคือ $\sum_{i=1}^k |\gamma_i - \gamma_i^*| > \tau$ โดยที่ τ คือค่าความคลาดเคลื่อนที่ยอมรับได้

2. หาค่า j^* จาก

$$j^* = \arg \max_{i=1, \dots, k-1} |\gamma_i - \gamma_i^*| \quad (4.23)$$

โดยที่ค่า γ_i เป็นค่าที่ได้จากระเบียบวิธีบริเวณความเชื่อถือ ซึ่งทำให้ $\sum_{i=1}^k |\gamma_i - \gamma_i^*|$ มีค่าต่ำที่สุด

3. เพิ่มค่า TH_{j^*} ถ้าค่า $TH_{j^*} = \phi_m$ เป็น $TH_{j^*} = \phi_{m+1}$ แต่ถ้า $TH_{j^*} = \phi_M$ หมายความว่าไม่สามารถปรับแก้ค่า TH_i ให้เหมาะสมสำหรับค่า γ_i นั้นได้ ให้จบการเกิดซ้ำ

4. หาผลเฉลยโดยใช้ระเบียบวิธีบริเวณความเชื่อถือ ถ้าไม่สามารถหาผลเฉลยได้ให้ย้อนกลับไปทำขั้นตอนที่สองจนกระทั่งหาผลเฉลยได้ตามต้องการ

จากการทดสอบพบว่าการหาผลเฉลยส่วนใหญ่เมื่อได้ค่าเริ่มต้นที่เหมาะสมแล้ว จะทำการปรับแก้เพียงไม่กี่ครั้งก็จะได้ผลเฉลยตามที่ต้องการ อย่างไรก็ตามวิธีการหาค่าเริ่มต้นดังกล่าวเป็นการปรับแก้ที่ง่ายเท่านั้น ค่าที่ได้จึงไม่สามารถรับประกันได้ว่าจะเป็นค่าที่ให้การใช้ประโยชน์สูงสุด ทั้งนี้การหาค่าเริ่มต้นดังกล่าวมานั้นมีข้อได้เปรียบคือสามารถลดความซับซ้อนในการตรวจหาค่าเริ่มต้นจาก $O(C^k)$ เหลือเพียง $O(Ck)$ ดังนั้นเมื่อพิจารณาความซับซ้อนทางเวลาทั้งหมดของวิธี ODLAP พบว่ากรณีที่เลวร้ายที่สุดความซับซ้อนทางเวลาทั้งหมดมีค่าเป็น $O(C^2k^2)$ แต่โดยทั่วไปแล้วถ้าระบบมีผลเฉลยแล้วมักจะไม่เกิดกรณีที่เลวร้ายที่สุดขึ้น ซึ่งทำให้สามารถนำวิธีการประมาณค่านี้มาใช้ในทางปฏิบัติได้สะดวกยิ่งขึ้น

4.3 ผลการทดลอง

ในหัวข้อนี้เป็นการอภิปรายและรายงานผลการคำนวณ โดยจะแบ่งเป็นสองส่วนด้วยกัน

1. การทดสอบความแม่นยำของวิธีการประมาณค่าในการคำนวณที่เสนอในบทนี้ในสถานการณ์ที่จะนำไปใช้วิเคราะห์สมรรถนะการทำงานของข่ายเชื่อมโยง
2. การทดสอบสมรรถนะการทำงานของ CAC แบบใช้ความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึงในกรณีที่มีทราฟฟิก 4 ชนิดเทียบกับ CAC แบบการจองทรัพยากร

จากวิธีการประมาณเชิงเส้นจะเห็นได้ว่าความแม่นยำในการคำนวณจะขึ้นกับจุดทำงานของระบบ ดังนั้นในการทดสอบ เราจะเปลี่ยนจุดทำงานของระบบไปที่จุดต่าง ๆ โดยการเปลี่ยนค่าโหลดที่เข้าสู่ระบบของทราฟฟิกชนิดที่ 1 จาก $\rho_{n1} = 5\%$ ไปถึง $\rho_{n1} = 40\%$ โดยที่ $\rho_{n2} = \rho_{n3} = \rho_{n3} = 25\%$ ค่าสัดส่วนความน่าจะเป็นของการบล็อกของทราฟฟิกชนิดต่าง ๆ จะกำหนดเป็นเวกเตอร์ $\gamma \triangleq [\gamma_1, \gamma_2, \dots, \gamma_k]$ ซึ่งมีค่าเป็น $[10, 7, 3, 1]$ และกำหนดให้ความจุสมมูลมีฟังก์ชันอยู่ในรูป $G_i(n_i) = \alpha n_i + \beta \sqrt{n_i}$ โดยค่า α และ β ของแต่ละทราฟฟิกแสดงดังตารางที่ 4.1 และกราฟความสัมพันธ์ของความจุสมมูลกับจำนวนการต่อถึงกันแสดงดังรูปที่ 4.2 ผลการประมาณที่ได้นำมาแสดงเปรียบเทียบกับผลการจำลองแบบด้วยช่วงความมั่นใจ 95 % ทั้งนี้ในการจำลองแบบแต่ละครั้งจะกำหนดให้ช่วงการเรียก 25,000 ครั้งแรกเป็นช่วงภาวะชั่วคราว และจะเก็บข้อมูลของการเรียก 250,000 ครั้งถัดมา ผลที่ได้แสดงดังรูปที่ 4.3

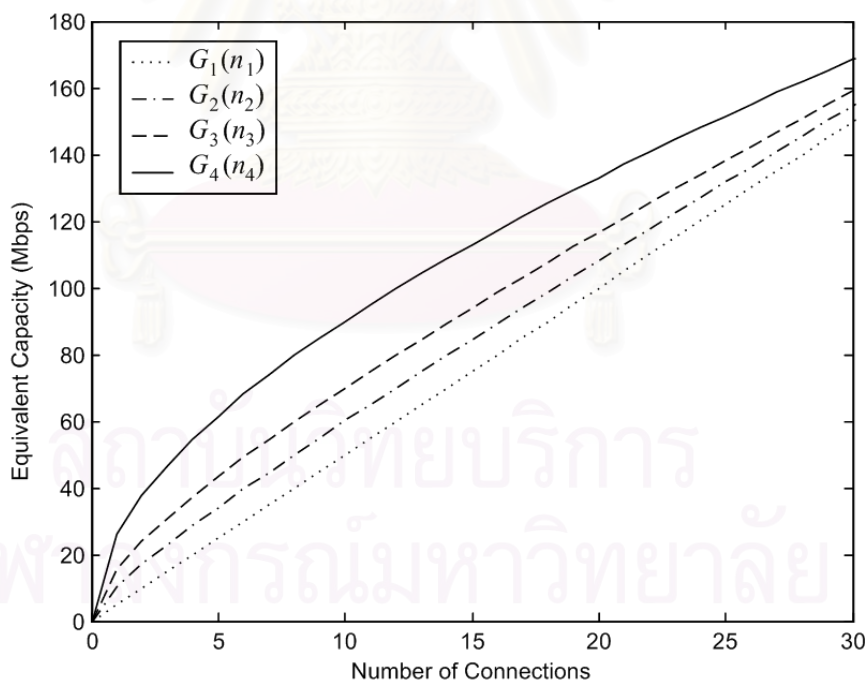
จากผลการทดสอบพบว่าค่าที่ได้จากการประมาณค่าและการจำลองแบบมีแนวโน้มในทางเดียวกัน และค่าที่ได้จากการประมาณค่ามีค่าสูงกว่าค่าที่ได้จากการจำลองแบบ สาเหตุเนื่องจากค่าความน่าจะเป็นของการบล็อกที่ได้จากการประมาณค่าเชิงเส้นจะทำให้ปริภูมิสถานะของการบล็อกที่มีลักษณะโค้งถูกประมาณค่าด้วยเส้นตรงจึงทำให้จำนวนสถานะของการบล็อกบางส่วนถูกเพิ่มเข้าไปจากการปรับค่าความจุ C_R ส่งผลให้ค่าความน่าจะเป็นของการบล็อกที่ได้สูงกว่าค่าที่ได้จากการจำลองแบบ และเมื่อค่าโหลดของทราฟฟิกชนิดที่ 1 เพิ่มขึ้นจะทำให้จุดทำงานของระบบ $E[N_i]$ ของทราฟฟิกชนิดที่ 2-4 เลื่อนไปที่บริเวณที่ความจุสมมูลมีความไม่เป็นเชิงเส้นสูง ซึ่งเป็นบริเวณที่ปริภูมิสถานะมีความโค้งสูงทำให้ความแม่นยำในการประมาณค่าลดลง อย่างไรก็ตามค่าความน่าจะเป็นของการบล็อกที่ได้จากการประมาณค่านั้นจะสูงกว่าค่าจริงเสมอซึ่งสามารถนำไปใช้สำหรับการออกแบบโครงข่ายได้โดยไม่ต้องมีการปรับแก้ให้เหมาะสม

การเปรียบเทียบสมรรถนะระหว่าง CAC แบบใช้ความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึงกับการจองทรัพยากรที่ค่า γ เดียวกัน ในการควบคุมให้การจองทรัพยากรให้ได้ค่าตามต้องการในกรณีที่มีทราฟฟิก 4 ชนิดนั้นไม่สามารถทำได้เช่นเดียวกับกรณีที่มีทราฟฟิกเพียงสองชนิด เนื่องความซับซ้อนในการตรวจหาค่าที่เหมาะสมสูงเกินไปในทางปฏิบัติ ด้วยเหตุนี้การทดสอบสมรรถนะของ CAC จะทำโดยกำหนดค่า TR_i ต่าง ๆ กันเพื่อใช้กำหนดค่า γ_i ที่ $\rho_{ni} = 15, 25$ และ 30 เฟอร์เซ็นต์สำหรับค่า i ทุกค่า ค่าที่ได้จากการทดสอบ ดังแสดงในตารางที่ 4.2-4.4 โดยการหาค่าการใช้ประโยชน์ข่ายเชื่อมโยงของทราฟฟิกชนิดที่ i สามารถประมาณได้จากสมการ

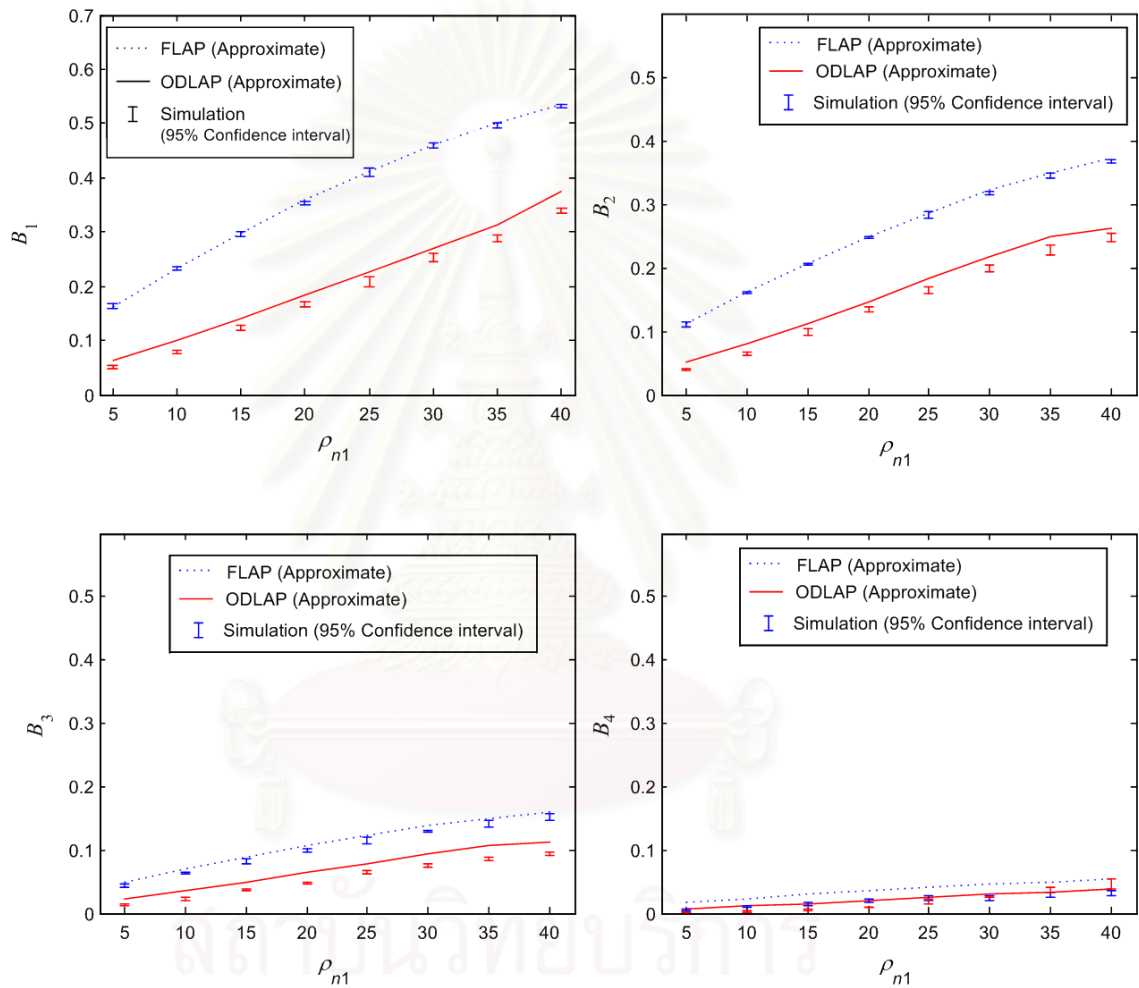
$$U_i \approx \frac{G_i(\rho_i(1 - B_i))}{C} \quad (4.24)$$

ตารางที่ 4.1 ค่าพารามิเตอร์ของฟังก์ชันความจุสมมูล $G_i(n_i) = \alpha n_i + \beta \sqrt{n_i}$

ชนิดของทราฟฟิก	(α, β)
ทราฟฟิกชนิดที่ 1	(5, 0)
ทราฟฟิกชนิดที่ 2	(4, 6.3246)
ทราฟฟิกชนิดที่ 3	(3, 12.6491)
ทราฟฟิกชนิดที่ 4	(1, 25.2982)



รูปที่ 4.2 ความจุสมมูลในรูปของฟังก์ชัน $G_i(n_i) = \alpha n_i + \beta \sqrt{n_i}$



รูปที่ 4.3 ความน่าจะเป็นของการบล็อกที่ $\gamma = [10, 7, 3, 1]$

เหตุที่ต้องประมาณค่าการใช้ประโยชน์จ่ายเชื่อมโยงเนื่องจากการหาค่าการใช้ประโยชน์จ่ายเชื่อมโยงโดยตรงดังสมการ (2.10) ต้องคำนวณจากค่าคาดหวังโดยตรง ซึ่งเป็นวิธีที่ไม่สะดวกและยุ่งยากในทางปฏิบัติ ดังนั้นโดยทั่วไปแล้วจะหาค่าการใช้ประโยชน์จ่ายเชื่อมโยงผ่านทางสมการ (4.13) แต่ในกรณีที่ความจุสมมูลไม่เป็นเชิงเส้นจะพบว่า $E[G_i(N_i)] \neq G_i(E[N_i])$ เนื่องจากค่าคาดหวัง $E[\cdot]$ เป็นตัวดำเนินการเชิงเส้นอย่างหนึ่งจึงไม่สามารถส่งผ่านเข้าไปในฟังก์ชันไม่เป็นเชิงเส้น แต่โดยทั่วไปแล้วฟังก์ชัน $G(\cdot)$ จะมีความเป็นไม่เป็นเชิงเส้น ไม่มากนักดังนั้นจึงสามารถประมาณค่าได้ดังสมการ (4.24)

ผลการเปรียบเทียบประสิทธิภาพการจ่ายเชื่อมโยงแสดงดังรูปที่ 4.4–4.6 จากรูปแสดงให้เห็นว่าการใช้ประโยชน์จ่ายเชื่อมโยงที่ทุกค่า TR_1 ค่าการใช้ประโยชน์จ่ายเชื่อมโยงของ ODLAP และการจองทรัพยากรมีค่าที่ใกล้เคียงกัน และเหนือกว่า FLAP ซึ่งผลที่ได้นี้ตรงกับสิ่งที่ค้นพบในบทที่ 3 ยิ่งไปกว่านั้นค่าการใช้ประโยชน์จ่ายเชื่อมโยงของ ODLAP ที่ได้จากประมาณค่าที่เสนอนั้นจะให้ค่าที่ใกล้เคียงกับค่าสูงสุด

จากเหตุผลที่ได้กล่าวมา จะพบว่าการประมาณค่าการใช้ประโยชน์จ่ายเชื่อมโยงจะมีความแม่นยำลดลง เมื่อค่าโหลดของระบบลดลง แต่อย่างไรก็ตามเมื่อค่าโหลดเพิ่มขึ้น จะส่งผลให้การประมาณค่าของการใช้ประโยชน์จ่ายเชื่อมโยงมีความแม่นยำมากขึ้น ดังแสดงในรูปที่ 4.4–4.6

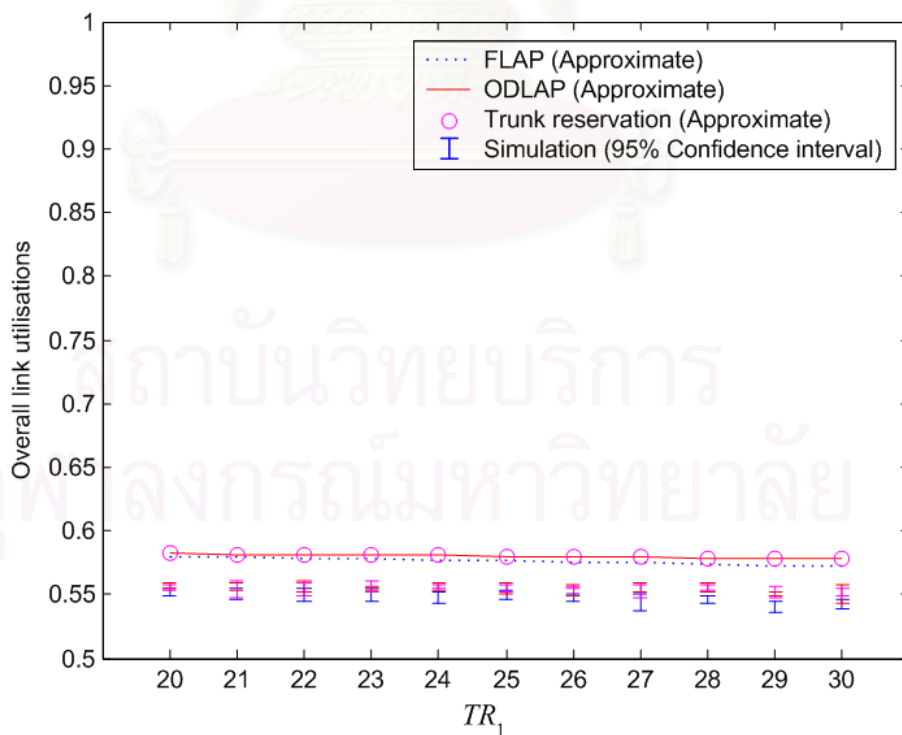
4.4 สรุป

ในบทนี้ได้เสนอเทคนิคการประมาณค่าเพื่อลดความซับซ้อนในการคำนวณค่าความน่าจะเป็นของการบล็อก ซึ่งสามารถทำได้ในทางปฏิบัติ และช่วยลดความซับซ้อนเนื่องมาจากการหาค่าพารามิเตอร์ที่เหมาะสมในการควบคุมสัดส่วนความน่าจะเป็นของการบล็อก γ_i ให้ได้ตามต้องการ

เทคนิคที่ใช้ในการหาค่าความน่าจะเป็นในบทนี้อาศัยแนวคิดของอัลกอริทึมการเกิดซ้ำของคัพแมนและโรเบิร์ต (Kaufman and Robert's recursive algorithm) [28], [29] ร่วมกับการประมาณเชิงเส้น (linear approximation model) [24] ในการควบคุมค่า γ_i นั้นจะอาศัยระเบียบวิธีเชิงตัวเลขสำหรับระบบไม่เป็นเชิงเส้นร่วมกับการหาค่าเริ่มต้น ซึ่งทำให้ความซับซ้อนทางเวลาทั้งหมดของวิธี FLAP เป็น $O(Ck)$ และวิธี ODLAP เป็น $O(C^2k^2)$ โดยที่ C คือความจุจ่ายเชื่อมโยงและ k คือจำนวนชนิดของทรัพยากร ผลที่ได้จากการเปรียบเทียบกับวิธีการจำลองแบบนั้นแสดงถึงความแม่นยำในการคำนวณความน่าจะเป็นของการบล็อก ซึ่งมีแนวโน้มเหมือนกับการจำลองแบบด้วยคอมพิวเตอร์ด้วยช่วงความมั่นใจ 95 %

ตารางที่ 4.2 ค่า γ_i ที่ค่า TR_i ต่าง ๆ โดยกำหนดให้ค่าอันอร์เมลไลซ์โหลดเท่ากันที่ $\rho_{ni} = 15\%$

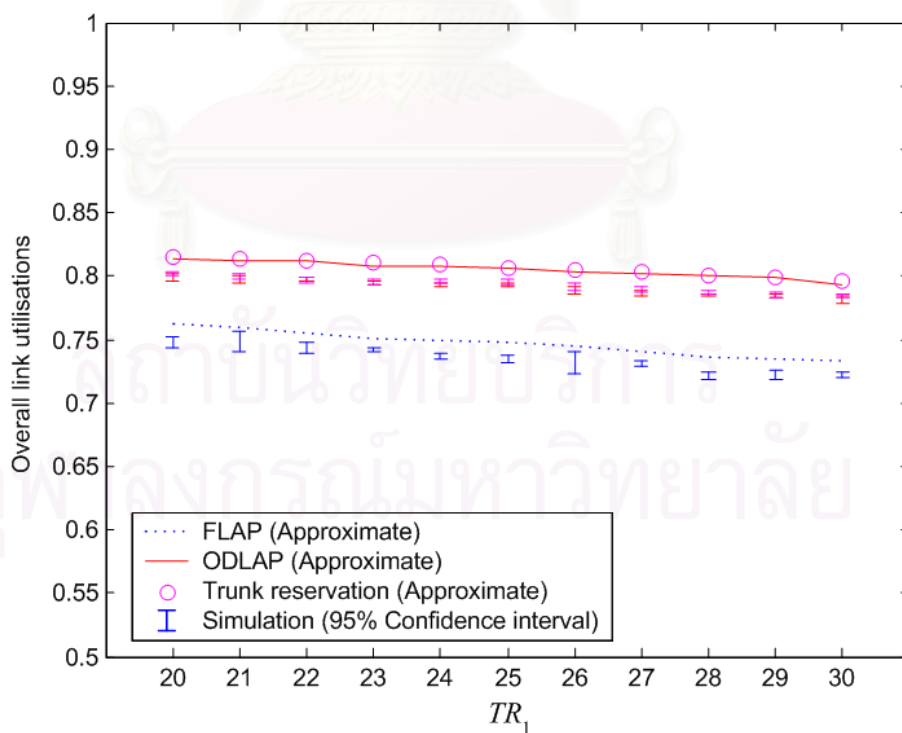
(TR_1, \dots, TR_4)	γ
(20, 20, 15, 0)	[0.5692, 0.5692, 0.2954, 1]
(21, 20, 15, 0)	[0.6267, 0.5636, 0.2979, 1]
(22, 20, 15, 0)	[0.6895, 0.5575, 0.3006, 1]
(23, 20, 15, 0)	[0.7566, 0.5508, 0.3036, 1]
(24, 20, 15, 0)	[0.8254, 0.5440, 0.3066, 1]
(25, 20, 15, 0)	[0.8994, 0.5365, 0.3099, 1]
(26, 20, 15, 0)	[0.9795, 0.5430, 0.3120, 1]
(27, 20, 15, 0)	[1.0688, 0.5503, 0.3165, 1]
(28, 20, 15, 0)	[1.1669, 0.5582, 0.3216, 1]
(29, 20, 15, 0)	[1.2704, 0.5666, 0.3289, 1]
(30, 20, 15, 0)	[1.3824, 0.5756, 0.3371, 1]



รูปที่ 4.4 ค่าการใช้ประโยชน์ง่ายเชื่อมโยงที่ $\rho_{ni} = 15\%$ สำหรับกราฟฟิกทุกชนิด

ตารางที่ 4.3 ค่า γ_i ที่ค่า TR_i ต่าง ๆ โดยกำหนดให้ค่าออร์เมทริกซ์โหลดเท่ากันที่ $\rho_{ni} = 25\%$

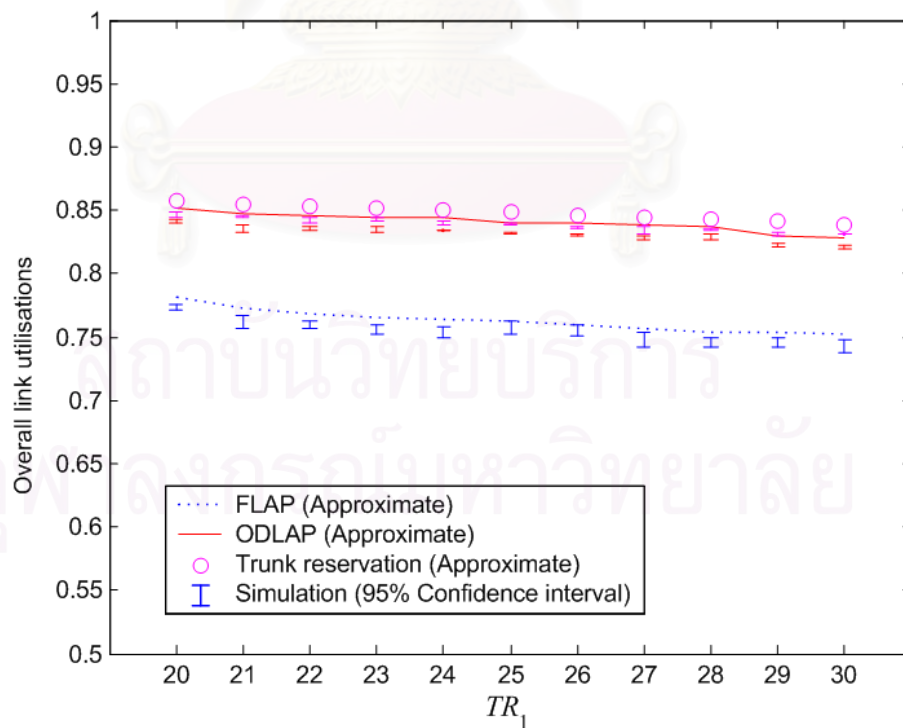
(TR_1, \dots, TR_4)	γ
(20, 20, 15, 0)	[3.5222, 3.5222, 1.6064, 1]
(21, 20, 15, 0)	[3.8058, 3.5325, 1.6331, 1]
(22, 20, 15, 0)	[4.2448, 3.5500, 1.6749, 1]
(23, 20, 15, 0)	[4.7871, 3.5708, 1.7282, 1]
(24, 20, 15, 0)	[5.1861, 3.4697, 1.7178, 1]
(25, 20, 15, 0)	[5.5959, 3.3659, 1.7070, 1]
(26, 20, 15, 0)	[6.0154, 3.4114, 1.6824, 1]
(27, 20, 15, 0)	[6.0154, 3.4114, 1.6824, 1]
(28, 20, 15, 0)	[7.1521, 3.5952, 1.7733, 1]
(29, 20, 15, 0)	[7.6253, 3.5659, 1.7624, 1]
(30, 20, 15, 0)	[8.0418, 3.4868, 1.7253, 1]



รูปที่ 4.5 ค่าการใช้ประโยชน์ง่ายเชื่อมโยงที่ $\rho_{ni} = 25\%$ สำหรับกราฟฟิกทุกชนิด

ตารางที่ 4.4 ค่า γ_i ที่ค่า TR_i ต่าง ๆ โดยกำหนดให้ค่าออร์เมทริกซ์โหลดเท่ากันที่ $\rho_{ni} = 30\%$

(TR_1, \dots, TR_4)	γ
(20, 20, 15, 0)	[5.8065, 5.8065, 2.9178, 1]
(21, 20, 15, 0)	[6.9432, 6.3706, 3.1900, 1]
(22, 20, 15, 0)	[7.7127, 6.4803, 3.2986, 1]
(23, 20, 15, 0)	[8.4966, 6.5969, 3.4108, 1]
(24, 20, 15, 0)	[8.9055, 6.3932, 3.3528, 1]
(25, 20, 15, 0)	[9.4455, 6.2457, 3.3024, 1]
(26, 20, 15, 0)	[10.0302, 6.3206, 3.2243, 1]
(27, 20, 15, 0)	[10.7052, 6.4152, 3.2708, 1]
(28, 20, 15, 0)	[11.4190, 6.5197, 3.3215, 1]
(29, 20, 15, 0)	[12.0670, 6.5644, 3.3391, 1]
(30, 20, 15, 0)	[12.4538, 6.4218, 3.3147, 1]



รูปที่ 4.6 ค่าการใช้ประโยชน์ง่ายเชื่อมโยงที่ $\rho_{ni} = 30\%$ สำหรับกราฟฟิกทุกชนิด

บทที่ 5

บทสรุปและข้อเสนอแนะ

5.1 บทสรุป

งานวิจัยนี้ได้ศึกษาและปรับปรุงสมรรถนะของการควบคุมการตอบรับการเรียก (Call Admission Control: CAC) ที่มีการจัดลำดับความสำคัญของทราฟฟิกชนิดต่าง ๆ ได้ตามต้องการ ในโครงข่ายที่รองรับบริการหลายแบบ แนวความคิดหลักที่ใช้ในการปรับปรุงสมรรถนะคือ เสนอการจำกัดการเข้าถึงโครงข่ายด้วยความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึง (limited access probability) ทั้งนี้เพื่อทำให้หลักการตัดสินใจของ CAC ทำได้อย่างแม่นยำ ซึ่งทำให้สามารถควบคุมสัดส่วนความน่าจะเป็นของการบล็อกได้ตามต้องการ ซึ่งในวิทยานิพนธ์ฉบับนี้ได้เสนอการใช้ความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึงไว้สามแนวทางด้วยกันคือ 1) การจำกัดการเข้าถึงด้วยความน่าจะเป็นคงที่ (Fixed Limited Access Probability: FLAP) 2) การจำกัดการเข้าถึงด้วยความน่าจะเป็นที่ขึ้นกับสถานะของระบบ (State Dependent Limited Access Probability: SLAP) 3) การจำกัดการเข้าถึงด้วยความน่าจะเป็นที่ขึ้นกับการครอบครองความจุของระบบ (Occupancy Dependent Limited Access Probability: ODLAP) การวิเคราะห์สมรรถนะการทำงานของระบบในวิทยานิพนธ์ฉบับนี้ใช้ทั้งการคำนวณทางคณิตศาสตร์โดยตรงและการจำลองแบบด้วยคอมพิวเตอร์ จากการทดสอบพบว่าในการวิเคราะห์โดยตรงนั้นพบว่ามีความซับซ้อนในการคำนวณสูง จึงสามารถใช้ได้เฉพาะกับระบบที่มีจำนวนทราฟฟิกไม่มากนัก

จากปัญหาดังกล่าว ในวิทยานิพนธ์นี้จึงได้เสนอแนวทางในการลดความซับซ้อนในการคำนวณเพื่อให้สามารถนำไปประยุกต์ใช้กับระบบที่มีจำนวนทราฟฟิกที่มากขึ้น โดยความซับซ้อนดังกล่าวมีสาเหตุอันเนื่องมาจากการคำนวณค่าความน่าจะเป็นของการบล็อก และความซับซ้อนเนื่องมาจากการหาค่าพารามิเตอร์ที่เหมาะสมในการควบคุมสัดส่วนความน่าจะเป็นของการบล็อกให้ได้ตามต้องการ ซึ่งสามารถลดความซับซ้อนในการคำนวณความน่าจะเป็นของการบล็อกลงจาก $O(C^k)$ เหลือเพียง $O(Ck)$ โดยที่ C ความจุของข่ายเชื่อมโยง และ k คือจำนวนชนิดของทราฟฟิก

ผลการทดสอบสมรรถนะของ CAC ที่เสนอในวิทยานิพนธ์นี้จะนำไปเปรียบเทียบการจองทรัพยากร ผลการทดลองพบว่าสมรรถนะการใช้ข่ายเชื่อมโยงของ CAC แบบ ODLAP มีสมรรถนะที่สูงใกล้เคียงกับที่ได้จากการจองทรัพยากร โดยสมรรถนะของ CAC ที่เสนอนี้มีสมรรถนะเรียงลำดับจากสูงไปต่ำ ดังนี้ ODLAP, SDLAP และ FLAP ซึ่งค่าการใช้ประโยชน์ข่ายเชื่อมโยงของ ODLAP สูงกว่า FLAP ได้ถึง 14% และสูงกว่า SDLAP ได้ถึง 11% แต่ในแง่ของความซับซ้อนของการคำนวณพบว่าการหา

ค่าความน่าจะเป็นในการจำกัดการเข้าถึงที่เหมาะสมของ FLAP มีความซับซ้อนต่ำกว่าวิธีอื่น ๆ ในการทดสอบความแม่นยำในการประมาณค่าของวิธีที่เสนอในบทที่ 4 พบว่า ความน่าจะเป็นของการบล็อกที่ได้จากการประมาณความถี่แนวโน้มเหมือนกับการจำลองแบบด้วยคอมพิวเตอร์ด้วยช่วงความมั่นใจ 95 % ยิ่งไปกว่านั้น CAC แบบใช้ความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึงมีความยืดหยุ่นในการควบคุมสัดส่วนความน่าจะเป็นของการบล็อกเหนือกว่า CAC ในรูปแบบอื่น ๆ

สำหรับการประยุกต์ใช้ CAC โดยใช้ความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึงโครงข่าย จะเห็นว่าต้องมีการกำหนดค่าเฉลี่ยของปริมาณโหลดและความจุสมมูลของทรานซิปต์แต่ละชนิดเพื่อนำไปคำนวณหาความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึงที่เหมาะสม ถึงแม้ว่าการคำนวณหาความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึงจะมีความยุ่งยาก แต่ค่าเฉลี่ยของปริมาณโหลดและความจุสมมูลเป็นค่าที่สามารถวัดได้หรือมีการคำนวณไว้ก่อนล่วงหน้าอยู่แล้วและมักจะไม่มีเปลี่ยนแปลงมากนักในสภาวะการใช้งานตามปกติ ดังนั้นการใช้งาน CAC โดยใช้ความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึงจะมีลักษณะเป็นการคำนวณหาความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึงที่เหมาะสมไว้ล่วงหน้า และจะมีการปรับเปลี่ยนค่าความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึงเมื่อมีการเปลี่ยนแปลงลักษณะการทำงานของโครงข่ายในสภาวะปกติ เช่น มีทรานซิปต์ชนิดใหม่เข้ามาในโครงข่าย หรือมีการเปลี่ยนแปลงลักษณะของการต่อถึงกัน ซึ่งส่งผลให้ปริมาณโหลดในโครงข่ายมีการเปลี่ยนแปลงเกิดขึ้น อย่างไรก็ตามในแง่ของความซับซ้อนในการตอบรับการเรียกที่เข้ามาในโครงข่ายแทบไม่มีความแตกต่างจาก CAC แบบการจองทรัพยากร เนื่องจากเงื่อนไขที่เพิ่มขึ้นมาเป็นเพียงการสุ่มเพื่อเปรียบเทียบกับค่าความน่าจะเป็นที่กำหนดไว้เท่านั้น

5.2 ข้อเสนอแนะ

หัวข้อที่ควรศึกษาและวิจัยต่อไปในอนาคตคือ

1. การประยุกต์ CAC ที่เสนอกับการควบคุมผลตอบแทนหรือราคา

วิทยานิพนธ์นี้เน้นที่การใช้ประโยชน์ข่ายเชื่อมโยงอย่างมีประสิทธิภาพเมื่อมีการกำหนดสัดส่วนความน่าจะเป็นของการบล็อก ซึ่งเป็นเพียงปัจจัยหนึ่งในการออกแบบระบบเท่านั้น ในบางมุมมองของการออกแบบการทำให้มีค่าการใช้ประโยชน์ข่ายเชื่อมโยงสูงสุดอาจไม่ใช่เป็นสิ่งที่ใช้บ่งบอกถึงความเหมาะสมในการทำงานของระบบ เนื่องจากการจำกัดการเข้าถึงที่ทำให้มีค่าการใช้ประโยชน์ข่ายเชื่อมโยงสูงสุดอาจต้องแลกกับผลตอบแทนที่ได้จากโครงข่าย ดังนั้น การหาสภาวะการณ์ทำงานที่เหมาะสมสำหรับโครงข่ายจึงเป็นประเด็นหนึ่งที่น่าสนใจอย่างยิ่ง

2. การขยายขอบเขตออกไปโดยคิดถึงการทำงานระดับ โครงข่าย

การวิเคราะห์ในวิทยานิพนธ์นี้จะวิเคราะห์เป็นข่ายเชื่อมโยงเดี่ยวเท่านั้น งานวิจัยในอนาคตจึงควรประยุกต์ใช้ CAC ที่เสนอในระดับของ โครงข่าย โดยประยุกต์ใช้ร่วมกับการหาเส้นทางแบบต่าง ๆ เพื่อวิเคราะห์สมรรถนะและผลตอบแทนที่ได้จาก โครงข่าย

3. การพัฒนาเทคนิคการคำนวณความน่าจะเป็นของการบล็อก

เทคนิค ในการ คำนวณ ต่าง ๆ ที่เสนอ ใน วิทยานิพนธ์ นี้ เป็น เพียง แนว คิด ทาง หนึ่ง เท่านั้น โดยเฉพาะการคำนวณความน่าจะเป็นของการบล็อกที่บน โดเมน ไม่เป็นเชิงเส้น และการหาค่าความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึงที่ให้ค่าการใช้ประโยชน์ข่ายเชื่อมโยงสูงสุดยังแนวทางการคำนวณหาที่มีประสิทธิภาพสูงกว่า

4. การพัฒนาเทคนิคการควบคุมระบบที่มีการเปลี่ยนแปลงอย่างพลวัต

CAC แบบใช้ความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึงที่เสนอในวิทยานิพนธ์นี้มีสมมติฐานว่าระบบเป็นกระบวนการสุ่มแบบปัวส์ซง ซึ่งมีปริมาณ โหลดที่เข้ามาในระบบคงที่เป็นระยะเวลา ยาวนานพอที่ระบบจะลู่เข้าสู่สถานะอยู่ตัว แต่ในทางปฏิบัติแล้วสมมติฐานนี้อาจไม่เป็นจริง โดยเฉพาะอย่างยิ่งการเปลี่ยนแปลงปริมาณ โหลดของระบบอาจเกิดขึ้นอย่างรวดเร็ว ทำให้ไม่สามารถกำหนดค่าความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึงที่เหมาะสมล่วงหน้าได้ งานวิจัยในอนาคตจึงควรมีการพัฒนาการควบคุมเพื่อรับมือกับระบบที่มีการเปลี่ยนแปลงอย่างพลวัต

รายการอ้างอิง

- [1] S. Jordan and P. P. Varaiya. "Throughput in mutiple service, multiple resource comunication networks." IEEE Transactions on Communications. Vol. 39, No. 8, August 1991, pp. 1216-1222.
- [2] M. Ritter and P. Tran-Gia. COST 242 Interim Report: Muti-rate models for dimensioning and performance evaluation of ATM networks. Technical Report, University of Wurzburg, June. 1994.
- [3] E. Gelenbe, X. Mang and R. Onvural. "Bandwidth allocation and call admission control in high-speed networks." IEEE Communication Magazine. Vol. 35, May 1997, pp. 122-129.
- [4] R. Guérin, H. Ahmadi and M. Naghshineh. "Equivalent capacity and its application to bandwidth allocation in high-speed networks." IEEE Journal on Selected Areas in Communications. Vol. SAC-9, September 1991, pp. 968-981.
- [5] A. Elwalid, D. Mitra and R. H. Wentworth. "A new approach for allocating buffers and bandwidth to heterogeneous, regulated traffic in an ATM node." IEEE Journal on Selected Areas in Communications. Vol. 13, 1995, pp. 591-600.
- [6] A. Szlavik, G. Seres, J. Zatoryi and J. Biro. "On the applicability of the on-off type approximation of the effective bandwidth function." Proceeding in ICC '03. Vol. 1, 2003, pp. 183-187.
- [7] R. Bolla, F. Davoli and M. Marchese. "A global control system for integrated admission control and routing in ATM networks." Proceedings of GLOBECOM'95. November 1995, pp. 437-443.
- [8] R. Bolla, F. Davoli and M. Marchese. "Bandwidth allocation and admission control in ATM networks with service separation." IEEE Communications Magazine. May 1997, pp. 130-137.
- [9] R. Bolla, F. Davoli and M. Marchese. "A hierarchical control structure for multimedia access networks." Proceeding of ICC'99. 1999, pp. 1320-1325.
- [10] C. Aswakul and J. Barria. "Analysis of dynamic service separation with trunk reservation policy". IEE Proceedings of Communications. Vol. 149, No. 1, February 2002, pp. 23-28.

- [11] K. W. Ross and D. H. K. Tsang. "The stochastic knapsack problem." IEEE Transactions on Communications. Vol. 37, No. 7, July 1989, pp. 740-747.
- [12] S. Jordan and H. Jiang. "Connection establishment in high-speed networks." IEEE Journal on Selected Areas in Communications. Vol. 13, No. 7, September 1995, pp. 1474-1481.
- [13] K. W. Ross and J. Wang. "Solving product form stochastic networks with Monte Carlo summation." Proceeding of Simulation Conference. December 1990, pp. 270 -275.
- [14] K. W. Ross. Multiservice loss models for broadband telecommunications networks. London: Springer-Verlang, 1995.
- [15] IEEE Communication Magazine. Vol. 33, No. 7, July 1995.
- [16] J. M. Akinpelu. "The overload performance of engineered networks with nonhierarchical and hierarchical routing." AT&T Bell laboratories Technical Journal. Vol. 63, September 1984, pp. 1261-1281.
- [17] A. Girard. "Blocking probability of noninteger groups with trunk reservation." IEEE Transactions on Communications. Vol. COM-33, February 1985, pp. 113-120.
- [18] R. J. Gibbens and F. P. Kelly. "Dynamic routing in fully connected networks." IMA Journal of Mathematical Control & Information. Vol. 7, 1990, pp. 77-111.
- [19] S. C. Borst and D. Mitra. "Virtual partitioning for robust resource sharing: computational techniques for heterogeneous traffic." IEEE Journal on Selected Areas in Communications. Vol. 16, June 1998, pp. 668-678.
- [20] A. Gersht and K. J. Lee. "Virtual-circuit load control in fast packet-switched broadband networks." Proceedings of GLOBECOM'88. 1988, pp. 214-220.
- [21] E. Brockmeyer, H. L. Halstrom and A. Jensen. The Life and Works of A. K. Erlang. The Copenhagen Telephone Company, Copenhagen, 1948.
- [22] A. Girard. Routing and dimensioning in circuit-switched networks. Massachusetts: Addison-Wesley, 1990.

- [23] R. Syski. Introduction to congestion theory in telephone systems. Edinburgh and London: Oliver and Boyd, 1960.
- [24] C. Aswakul and J. Barria. "Performance analysis of single-link system with nonlinear equivalent capacity." IEEE Communication Letters. Vol. 4, No. 2, February 2000, pp. 71-73.
- [25] F. P. Kelly. Reversible and stochastic networks. Chichester: Wiley, 1979.
- [26] J. D. Faires and R. L. Burden. Numerical methods. The Prindle, Weber&Schmidt series, 1993.
- [27] C. Aswakul. Performance analysis of routing in ATM networks with non-linear equivalent capacity functions. PhD Thesis, Department of Electrical and Electronic Engineering, Imperial College of Science Technology and Medicine, University of London, 2000.
- [28] J. S. Kaufman. "Blocking in shared resource environment." IEEE Transactions on Communications. Vol. COM-29, October 1981, pp. 1474-1481.
- [29] J. W. Roberts. "A service system with heterogeneous user requirement." In G. Pujolle, ed., Performance of data communications Systems and Their Applications. Amsterdam: North-Holland Publishing Company, 1981, pp. 423-431.
- [30] R. L. Burden and J. D. Faires. Numerical Analysis. 5th ed., Boston: PWSKENT Publishing Company, 1993.
- [31] N. R. Conn, N. I. M. Gould and L. Toint. Trust-Region Methods. MPS/SIAM Series on Optimization, SIAM and MPS, 2000.
- [32] J. Nocedal and S. J. Wright. Numerical optimization. Springer Series in Operations Research, Springer Verlag, 1999.
- [33] E. K. P. Chong and S. H. Żak. An introduction to optimization. 2nd ed., John Wiley & Sons, 2001.



ภาคผนวก

สถาบันวิทยบริการ
จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย

ภาคผนวก ก

พิสูจน์อัลกอริทึมการเกิดซ้ำของคัพแมนและโรเบิร์ต

อัลกอริทึมการเกิดซ้ำของคัพแมนและโรเบิร์ตถูกเสนอในปี ค.ศ. 1981 พร้อม ๆ กัน โดย [28] และ [29] อัลกอริทึมนี้ถูกนำไปประยุกต์ใช้หาความน่าจะเป็นของการบล็อกอย่างแพร่หลาย ในภาคผนวกนี้จะเป็นการแสดงผลการพิสูจน์ของอัลกอริทึมนี้ [27]

กำหนดให้ Φ แทนเซตที่บรรจุค่าความจุยืมเชื่อมโยงที่ถูกใช้งานที่เป็นไปได้ทั้งหมด กำหนด $q(c)$ เป็นค่าความน่าจะเป็นที่มีการใช้งานความจุยืมเชื่อมโยง c หน่วยในสถานะอยู่ตัวใน หรือเรียกว่า การแจกแจงของเวลายึดครองยืมเชื่อมโยง (link-occupancy distribution) สามารถหาได้จากการเกิดซ้ำของ

$$cq(c) = \sum_{i=1}^k \rho_i b_i q(c - b_i) \quad \text{สำหรับ } c \in \Phi \quad (\text{ก.1})$$

ตามเงื่อนไข 2 ข้อดังนี้

$$q(c) = 0 \quad \text{สำหรับ } c \in \Phi, \quad (\text{ก.2})$$

$$\sum_{c \in \Phi} q(c) = 1 \quad (\text{ก.3})$$

จากค่าความน่าจะเป็น $q(c)$ สำหรับทุกค่า $c \in \Phi$ ทำให้สามารถคำนวณค่าความน่าจะเป็นของการบล็อกของทรานฟิกันด์ที่ i ได้จาก

$$B_i = \sum_{\{c \in \Phi | c + b_i \notin \Phi\}} q(c) \quad (\text{ก.4})$$

การพิสูจน์ของ (ก.2)–(ก.4) นั้นมาจากนิยามของ $q(c)$ และ Φ โดยตรง ดังนั้นจึงเหลือเพียงพิสูจน์การเกิดซ้ำของ (ก.1) เท่านั้น โดยกำหนดให้ S เป็นเซตของจำนวนสถานะที่เป็นไปได้ทั้งหมด

$$S \triangleq \{ \mathbf{n} \in \mathcal{I}^k \mid \mathbf{n} \cdot \mathbf{b} \leq C \} \quad (\text{ก.5})$$

โดยที่ $\mathbf{n} \triangleq (n_1, \dots, n_k)$, $\mathbf{B} \triangleq (b_1, \dots, b_k)$, \mathcal{I} เป็นเซตของจำนวนเต็มที่ไม่เป็นลบ และ C เป็นความจุยืมเชื่อมโยง จากนั้นกำหนด Z_c เป็นเซตของสถานะของ c ทั้งหมดที่เป็นไปได้

$$Z_c \triangleq \{ \mathbf{n} \in S \mid \mathbf{n} \cdot \mathbf{b} = c \} \quad (\text{ก.6})$$

พิจารณาด้านซ้าย (LHS) ของสมการ (ก.1)

$$\begin{aligned}
 LHS &= cq(c) = \sum_{\mathbf{n} \in Z_c} (c\pi(\mathbf{n})) = \sum_{\mathbf{n} \in Z_c} \left[\left(\sum_{i=1}^k b_i n_i \right) \pi(\mathbf{n}) \right] \\
 &= \sum_{i=1}^k \left[b_i \sum_{\mathbf{n} \in Z_c} (n_i \pi(\mathbf{n})) \right] \\
 &= \sum_{i=1}^k \left[\rho_i b_i \sum_{\mathbf{n} \in Z_c} \left(\frac{n_i \rho_i^{n_i-1}}{K(S) n_i!} \prod_{j \neq i} \frac{\rho_j^{n_j}}{n_j!} \right) \right] \tag{ก.7}
 \end{aligned}$$

ใน (ก.7) ค่าพารามิเตอร์ $\pi(\mathbf{n})$ และ $K(S)$ คือการแจกแจงความน่าจะเป็นที่สถานะอยู่ตัว และค่าคงที่การนอร์มัลไลซ์ของผลเฉลย ดังสมการ (2.3) และ (2.4) (รายละเอียดดูในหัวข้อ 2.4)

จากสมการที่ (ก.7) เทอมที่อยู่ในเครื่องหมายผลรวมจะมีค่าเป็นศูนย์เมื่อ $n_i = 0$ ซึ่งหมายความว่าผลรวมทั้งหมดลดเหลือเพียงผลรวมของ $\mathbf{n} \in Z_c$ และ $n_i \neq 0 (n_i \geq 1)$ ดังสมการต่อไปนี้

$$\begin{aligned}
 LHS &= \sum_{i=1}^k \left[\rho_i b_i \sum_{\mathbf{n} \in Z_c, n_i \geq 1} \left(\frac{\rho_i^{n_i-1}}{K(S) (n_i-1)!} \prod_{j \neq i} \frac{\rho_j^{n_j}}{n_j!} \right) \right] \\
 &= \sum_{i=1}^k \left[\rho_i b_i \sum_{\mathbf{n} \in Z_c, n_i \geq 1} \pi(\mathbf{n} - \mathbf{e}_i) \right] \tag{ก.8}
 \end{aligned}$$

โดยที่ \mathbf{e}_i เป็นเวกเตอร์ขนาด k มิติ มีค่าเป็น 0 ทั้งหมดยกเว้นตัวที่ i เท่านั้นซึ่งมีค่าเป็น 1 จากสมการที่ (ก.8) จะเห็นได้ว่าเมื่อ $\mathbf{n} \in Z_c, n_i \geq 1$ แล้วจะทำให้ $\mathbf{n} - \mathbf{e}_i \in S$ ด้วย

เมื่อพิจารณาการเปลี่ยนแปลงของตัวแปร $\hat{\mathbf{n}} = \mathbf{n} - \mathbf{e}_i$ ซึ่งจะทำให้ $\pi(\mathbf{n} - \mathbf{e}_i) = \pi(\hat{\mathbf{n}})$ และตัวกำหนดสถานะของเครื่องหมายผลรวมในสมการที่ (ก.8) กลายเป็น

$$\begin{aligned}
 \{\mathbf{n} \mid \mathbf{n} \in Z_c, n_i \geq 1\} &= \{\mathbf{n} \in S \mid \mathbf{n} \cdot \mathbf{b} = c, n_i \geq 1\} \\
 &= \{\hat{\mathbf{n}} \in S \mid \hat{\mathbf{n}} \cdot \mathbf{b} = c - b_i\} \tag{ก.9}
 \end{aligned}$$

และจากสมการที่ (ก.8) และ (ก.9) จะได้ว่า

$$\begin{aligned}
 LHS &= \sum_{i=1}^k \left[\rho_i b_i \sum_{\hat{\mathbf{n}} \in Z_{c-b_i}} \pi(\hat{\mathbf{n}}) \right] \\
 &= \sum_{i=1}^k \rho_i b_i q(c - b_i) \quad \text{สำหรับ } c \in \Phi \tag{ก.10}
 \end{aligned}$$

จบการพิสูจน์ (ก.1)

ภาคผนวก ข

ระเบียบวิธีเชิงตัวเลขสำหรับระบบสมการไม่เป็นเชิงเส้น

ในการหาผลเฉลยของระบบสมการไม่เป็นเชิงเส้นนั้นสามารถทำได้หลายวิธี สิ่งที่จะต้องคำนึงถึงในการประยุกต์ใช้ระเบียบวิธีเชิงตัวเลขคือ อัตราการลู่เข้าหาผลเฉลย ความซับซ้อนในการคำนวณในแต่ละการวนซ้ำ และความทนทานในการลู่เข้าหาผลเฉลย ระเบียบวิธีบริเวณความเชื่อถือ (trust region method) เป็นวิธีที่มีประสิทธิภาพในการคำนวณ ดังนั้นในวิทยานิพนธ์นี้จึงนำระเบียบวิธีนี้มาประยุกต์ใช้หาผลเฉลยของระบบสมการไม่เป็นเชิงเส้น

สำหรับระเบียบวิธีบริเวณความเชื่อถือเป็นวิธีที่ใช้สำหรับแก้ปัญหาค่าต่ำสุดแบบไม่มีเงื่อนไข นั่นคือ minimize $f(\mathbf{x})$ เมื่อ $f : \mathbb{R}^k \rightarrow \mathbb{R}$ สำหรับการหาค่าต่ำสุดนั้นทำโดยเริ่มต้นจากกำหนดให้ฟังก์ชันของระบบอยู่ที่จุด \mathbf{x} จากนั้นเราจะต้องเคลื่อนจุดไปยังจุดที่ฟังก์ชันมีค่าต่ำกว่าเดิม โดยจะต้องกำหนดความยาวสูงสุดของสเตป \mathbf{d} จากนั้นจึงเลือกทิศทางที่เหมาะสมที่ตรงตามเงื่อนไขนั้น ซึ่งหลักการหานี้จะแตกต่างจากระเบียบวิธีการหาค่าต่ำสุดวิธีอื่น ๆ ที่ต้องหาทิศทางเคลื่อนจุดแล้วจึงหาความยาวของสเตปในการเลื่อนของจุด

ถ้ากำหนดให้จุดในการทำซ้ำครั้งที่ l อยู่ที่จุด $\mathbf{x}^{(l)}$ และความยาวสูงสุดของสเตปเป็น $\Delta^{(l)}$ แล้วจะได้ว่าบริเวณความเชื่อถือ (trust region) สามารถนิยามโดยบอลดังสมการ

$$\mathbb{B}[\mathbf{x}^{(l)}; \Delta^{(l)}] = \{\mathbf{x} \in \mathbb{R}^k \mid \|\mathbf{x} - \mathbf{x}^{(l)}\| \leq \Delta^{(l)}\} \quad (\text{ข.1})$$

ในการหาสเตป \mathbf{d} ของบริเวณความเชื่อถือตามสมการที่ (ข.1) สามารถประมาณได้จากการหาค่าต่ำสุด (หรือประมาณค่าต่ำสุด) จากสมการ

$$\min_{\mathbf{d}} \{m^{(l)}(\mathbf{x}^{(l)} + \mathbf{d}) : \|\mathbf{d}\| \leq \Delta^{(l)}\} \quad (\text{ข.2})$$

โดยที่

$$m^{(l)}(\mathbf{d}) = f(\mathbf{x}^{(l)}) + \nabla f(\mathbf{x}^{(l)})\mathbf{d} + \frac{1}{2}\mathbf{d}^T H^{(l)}\mathbf{d} \quad (\text{ข.3})$$

และ H เป็น Hessian matrix เห็นได้ว่าระเบียบวิธีบริเวณความเชื่อถือนี้จะใช้ข้อมูลสองส่วนด้วยกันคือ รัศมีของบริเวณความเชื่อถือ $\Delta^{(l)}$ และจุดปัจจุบัน $\mathbf{x}^{(l)}$ ซึ่งในแต่ละการทำซ้ำจะต้องปรับค่าใดค่าหนึ่งหรือทั้งคู่ โดยการปรับเปลี่ยนจะยึดตามอัตราส่วนของสมการ

$$q^{(l)} = \frac{\text{actual reduction}}{\text{prediced reduction}} = \frac{f(\mathbf{x}^{(l)}) - f(\mathbf{x}^{(l)} + \mathbf{d}^{(l)})}{m^{(l)}(\mathbf{x}^{(l)}) - m^{(l)}(\mathbf{x}^{(l)} + \mathbf{d}^{(l)})} \quad (\text{ข.4})$$

ซึ่งจะเห็นว่า ค่าการลดลงจากความเป็นจริง (actual reduction) มีค่าเป็นบวกเสมอ แต่ค่าการลดลงจากการทำนาย (predicted reduction) สามารถเป็นบวกหรือลบก็ได้ ดังนั้นถ้าค่าที่ได้ออกมาเป็นค่าลบก็จะเป็นค่าการทำนายที่ไม่ดี เพราะหมายความว่าค่าของฟังก์ชันมีค่าเพิ่มขึ้น ซึ่งบอกลถึงความไม่น่าเชื่อถือในการประมาณค่าโดย $m^{(l)}$ ส่วนค่าบวกหมายถึง f มีค่าลดลงซึ่งเป็นสิ่งที่ดี และเมื่อค่า $q^{(l)} \approx 1$ นั้นหมายความว่าสามารถทำนายค่าของฟังก์ชัน f ได้อย่างแม่นยำ

จากนั้นจึงปรับค่า d โดยเราต้องกำหนดค่าพารามิเตอร์เริ่มต้นดังนี้

- $\bar{\Delta} > 0$ ขอบเขตบนของรัศมีของบริเวณความเชื่อถือ
- $\eta \in [0, 1/4]$ จุดเริ่มเปลี่ยนของอัตราการลด (reduction ratio threshold)

ที่จุด $\mathbf{x}^{(l)}$ มีค่ารัศมี $\Delta^{(l)}$ หาค่า $\mathbf{d}^{(l)}$ จากสมการ (ข.2) และคำนวณค่า $q^{(l)}$ จากนั้นจึงนำค่าเหล่านี้ไปปรับเปลี่ยนข้อตามตามเงื่อนไขดังต่อไปนี้

1. ปรับเปลี่ยนค่า \mathbf{x}

- ถ้า $q^{(l)} > \eta$ ให้ $\mathbf{x}^{(l+1)} = \mathbf{x}^{(l)} + \mathbf{d}^{(l)}$
- ไม่เช่นนั้น $\mathbf{x}^{(l+1)} = \mathbf{x}^{(l)}$

2. ปรับขนาดของบริเวณความเชื่อถือ Δ

- ถ้า $q^{(l)} < 1/4$ ลดขนาดบริเวณความเชื่อถือ $\Delta^{(l+1)} = 1/4 \|\mathbf{p}^{(k)}\|$
- ถ้า $q^{(l)} > 3/4$ และ $\|\mathbf{d}^{(l)}\| = \Delta^{(l)}$ ขยายขนาดบริเวณความเชื่อถือ $\Delta^{(l+1)} = \min\{2\Delta^{(l)}, \bar{\Delta}\}$
- ไม่เช่นนั้นไม่ต้องเปลี่ยนขนาดบริเวณความเชื่อถือ

จากวิธีที่กล่าวมานั้นเป็นเพียงแนวคิดของระเบียบวิธีบริเวณความเชื่อถือนั่นที่ใช้อยู่กัน โดยทั่วไปอย่างไรก็ตามระบบที่พิจารณาในวิทยานิพนธ์นี้นั้นไม่ได้มีลักษณะเป็น $f : \mathbb{R}^k \rightarrow \mathbb{R}$ อย่างที่กล่าวมา แต่เป็นระบบฟังก์ชันที่มีลักษณะเป็น $f : \mathbb{R}^k \rightarrow \mathbb{R}^k$ ที่ทำให้ $\mathbf{F}(\mathbf{x}) = \mathbf{0}$ โดยที่ $\mathbf{F}(\mathbf{x})$ ประกอบด้วย

$$\begin{aligned} f_1(x_1, \dots, x_n) &= 0 \\ f_2(x_1, \dots, x_n) &= 0 \\ &\vdots \\ f_n(x_1, \dots, x_n) &= 0 \end{aligned} \tag{ข.5}$$

ดังนั้นในแก้ปัญหาหาค่าต่ำสุดในสมการที่ (ข.3) สามารถเขียนได้ใหม่เป็น

$$\min_{\mathbf{d}} \left[\frac{1}{2} \mathbf{F}(\mathbf{x})^T \mathbf{F}(\mathbf{x}) + \mathbf{d}^T \nabla \mathbf{F}(\mathbf{x}) \mathbf{F}(\mathbf{x}) + \frac{1}{2} \mathbf{d}^T (\nabla \mathbf{F}(\mathbf{x}) \nabla \mathbf{F}(\mathbf{x})^T) \mathbf{d} \right] \quad (\text{ข.6})$$

โดยที่ $\|\mathbf{d}\| \leq \Delta$ เทคนิคหนึ่งที่สามารถแก้ปัญหาลักษณะดังกล่าวได้อย่างมีประสิทธิภาพคือ ด็อกเลกเทคนิค (dogleg technique) [31], [32]

เทคนิคนี้เป็นเทคนิคที่ใช้ตัดสินใจว่าจุดที่เลื่อนไปตามเส้นทางที่ถูกต้องนั้นจะไกลได้แค่ไหนในบริเวณความเชื่อถือ เมื่อพิจารณาในแต่ละการทำซ้ำ โดยการประมาณค่าเส้นโค้งนี้ด้วยเส้นตรงสองเส้นที่มีจุดปลายเดียวกัน โดยช่วงแรกเป็นเส้นตรงจาก \mathbf{x} ไปยัง $\mathbf{x} + \mathbf{d}_c$ และช่วงที่สองเป็นเส้นที่เชื่อมระหว่างจุด $\mathbf{x} + \mathbf{d}_c$ กับ $\mathbf{x} + \mathbf{d}_{GN}$ โดยที่ \mathbf{d}_c และ \mathbf{d}_{GN} คือ โคชีสเตปและเกาส์นิวตันสเตปตามลำดับ โดยที่เกาส์นิวตันสเตปหาได้จาก

$$\nabla \mathbf{F}(\mathbf{x})^T \mathbf{d}_{GN} = -\mathbf{F}(\mathbf{x}) \quad (\text{ข.7})$$

และโคชีสเตปหาจาก

$$\mathbf{d}_c = -\alpha^* \nabla \mathbf{F}(\mathbf{x}) \mathbf{F}(\mathbf{x}) \quad (\text{ข.8})$$

โดยที่ α^* เป็นค่าที่ทำให้สมการที่ทำให้ (ข.3) มีค่าต่ำที่สุด

เมื่อพิจารณาเงื่อนไขของบริเวณความเชื่อถือ $\|d\| \leq \Delta$ ทำให้เราเลือกสเตปได้จากเงื่อนไขดังนี้

1. ถ้า $\|\mathbf{d}_{GN}\| \leq \Delta$ แล้ว $\mathbf{d} = \mathbf{d}_{GN}$
2. ถ้า $\|\mathbf{d}_{GN}\| \geq \Delta$ แล้ว เส้นตรงส่วนที่ 1 อยู่ในบริเวณความเชื่อถือและเส้นตรงส่วนที่ 2 ขนกับขอบเขต ซึ่งทำให้จุดที่ตัดกันอยู่ในรูปสมการ $\mathbf{x} + \mathbf{d}_c + \lambda^*(\mathbf{d}_{GN} - \mathbf{d}_c)$ ดังนั้นจะได้ว่า $\mathbf{d} = \mathbf{d}_c + \lambda^*(\mathbf{d}_{GN} - \mathbf{d}_c)$ โดยที่ค่าของ $\lambda^* \in (0, 1)$ คือค่าที่ทำให้สมการต่อไปนี้เป็นจริง

$$\|\mathbf{d}_c + \lambda^*(\mathbf{d}_{GN} - \mathbf{d}_c)\|^2 = \Delta^2 \quad (\text{ข.9})$$

จะเห็นว่า การหาผลเฉลยโดยใช้บริเวณความเชื่อถือนี้ใช้เพียงอนุพันธ์อันดับแรกเท่านั้น อย่างไรก็ตามในบางครั้งการหาอนุพันธ์ของ $\mathbf{F}(\mathbf{x})$ นั้นอาจต้องใช้การคำนวณที่ซับซ้อนหรือในบางกรณีนั้นไม่อาจหาค่าได้ ทางออกอย่างหนึ่งในการคำนวณอนุพันธ์ของ $\mathbf{F}(\mathbf{x})$ คือการประมาณค่าผลต่างด้วยค่าจำกัด (finite-difference approximations) ซึ่งสามารถนำมาประยุกต์ใช้กับระบบในงานวิทยานิพนธ์นี้ได้อย่างมีประสิทธิภาพ เมื่อพิจารณาถึงความซับซ้อนของการคำนวณจะเห็นว่าเทคนิคบริเวณความเชื่อถือเป็นวิธีที่มีประสิทธิภาพสูง เนื่องจากมันต้องการเพียงการหาผลเฉลยของระบบสมการเชิงเส้นในแต่ละการวนซ้ำ (สำหรับการคำนวณทิศทางการค้นหาค่าของเกาส์นิวตัน) ยิ่งไปกว่านั้นเทคนิคบริเวณความเชื่อถือนี้มีความทนทานต่อการลู่ออกหาผลเฉลย

บทความทางวิชาการที่ได้รับการเผยแพร่แล้ว

- [1] อัครเดช บุคคผลประเสริฐ เชาวน์ดิศ อัสวกุล และลัญญกร วุฒิสัทติกุลกิจ. “การควบคุมการตอบรับการเรียกโดยใช้ความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าถึงในระบบที่ให้บริการหลายแบบ.” รายงานการประชุมทางวิชาการจากงานประชุมวิชาการทางวิศวกรรมไฟฟ้า ครั้งที่ 26 (EECON-26). ประเทศไทย เล่มที่ 3 พฤศจิกายน พ.ศ. 2546 หน้า 1708-1713.
- [2] A. Bukkonprasert, C. Aswakul and L. Wuttisittikuljij. “Performance comparison of CAC schemes using limited access probability in two-type traffic environments.” Proceeding in International Conference on Advanced Communication Technology 2004. Republic of Korea, Vol. 2, February 2004, pp. 665-669.



สถาบันวิทยบริการ
จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย

ประวัติผู้เขียนวิทยานิพนธ์

อัครเดช บุคคลประเสริฐ เกิดเมื่อวันที่ 22 กรกฎาคม พ.ศ. 2521 ที่กรุงเทพมหานคร สำเร็จการศึกษาชั้นมัธยมศึกษาจากโรงเรียนเบญจมราชานุสรณ์ในปี พ.ศ. 2540 จากนั้นได้เข้าศึกษาต่อที่คณะวิศวกรรมศาสตร์ ภาควิชาวิศวกรรมไฟฟ้า มหาวิทยาลัยเกษตรศาสตร์ จนสำเร็จหลักสูตรวิศวกรรมศาสตร์บัณฑิตในปี พ.ศ. 2544 จากนั้นได้เข้าศึกษาต่อในหลักสูตรวิศวกรรมศาสตร์มหาบัณฑิต ณ จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย จนสำเร็จการศึกษาในปี พ.ศ. 2547



สถาบันวิทยบริการ
จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย

Call Admission Control Using Limited Access Probability in Multiservice System

การควบคุมการตอบรับการเรียกโดยใช้ความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าใช้ในระบบที่ให้บริการหลายแบบ

อัครเดช บุคคลประเสริฐ เซวานต์ติศ อัศวกุล และ ลัญจนกร วุฒิสัทธาภิบาล
ภาควิชาวิศวกรรมไฟฟ้า คณะวิศวกรรมศาสตร์ จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย
ถนนพญาไท เขตปทุมวัน กรุงเทพฯ 10330

โทร 0-2218-6915 โทรสาร 0-2218-6912 E-mail: akardeach.b@student.netserv.chula.ac.th

บทคัดย่อ

บทความนี้เสนอการควบคุมการตอบรับการเรียกโดยใช้ความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าใช้ซึ่งสามารถจัดลำดับความสำคัญของทราฟฟิกที่มีลักษณะแตกต่างกัน ในระบบที่ให้บริการหลายแบบ โดยมุ่งหวังให้มีการใช้ประโยชน์ของสายเชื่อมโยงสูงสุด และยังคงรักษาระดับของคุณภาพการบริการได้ตามต้องการ ซึ่งได้เสนอใน 2 แนวทางคือการจำกัดการเข้าใช้ด้วยความน่าจะเป็นคงที่ และการจำกัดการเข้าใช้ด้วยความน่าจะเป็นที่ขึ้นกับสถานะของระบบ การวิเคราะห์สมรรถนะของระบบทำโดยใช้แบบจำลองทางคณิตศาสตร์ซึ่งให้ผลเฉลยในรูปการคูณ การควบคุมการตอบรับที่เสนอในบทความนี้พิจารณาเปรียบเทียบกับวิธีการจองช่องสัญญาณแบบมาตรฐาน ผลการทดลองพบว่า การตอบรับการเรียกโดยใช้ความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าใช้ทั้ง 2 วิธีมีสมรรถนะที่ใกล้เคียงกัน และมีสมรรถนะที่ดีกว่าหรือเทียบเท่าใกล้เคียงกับการจองช่องสัญญาณแบบมาตรฐาน อย่างไรก็ตาม การควบคุมระดับคุณภาพของบริการ โดยใช้การควบคุมการเข้าใช้แบบจำกัดการเข้าใช้ด้วยความน่าจะเป็นคงที่ทำให้สะดวกกว่าวิธีการอื่น ๆ

คำสำคัญ: การตอบรับ การเรียกเข้า, การจัดลำดับความสำคัญ, บริการหลายแบบ

Abstract

This paper presents a new call admission control (CAC) that can be used for traffic prioritisation in multiservice systems by using the concept of limited access probability. The aim is to maximise the link utilisation while maintaining the quality of service (QoS) at a desired level. Two CAC schemes are proposed using a fixed limited access probability or a state dependent limited access probability. These CAC schemes are then mathematically analysed by a product-form solution. In this paper, the proposed CAC is compared with the standard trunk reservation. The reported experiments show that both the CAC schemes with limited access probability give a relatively equal performance, which is at least as good as that obtained from the standard trunk reservation. However, in tuning for a desired QoS level, the proposed CAC with fixed limited

access probability is found to be more convenient than any other schemes.

Keywords: Call admission control, Prioritisation, Multi-service

1 บทนำ

การสื่อสารผ่านโครงข่ายความเร็วสูงเป็นสิ่งสำคัญในปัจจุบัน อีกทั้งโครงข่ายต้องรองรับปริมาณทราฟฟิกที่เพิ่มขึ้นอย่างรวดเร็ว และการประยุกต์ใช้งานที่หลากหลาย ก่อให้เกิดคุณลักษณะของทราฟฟิกที่มีความแตกต่างกันมากขึ้น โครงข่ายสำหรับอนาคตต้องมีความสามารถในการจัดการทราฟฟิกในรูปแบบต่าง ๆ ที่จะเพิ่มขึ้น การควบคุมการตอบรับการเรียกเข้า (call admission control: CAC) เป็นกลไกที่สำคัญอย่างหนึ่งในการจัดสรรทรัพยากรในโครงข่าย CAC ทำหน้าที่ตอบรับหรือปฏิเสธการเรียกเข้าของผู้ใช้ที่เข้ามาในระบบโดยยังรักษาระดับคุณภาพบริการ (quality of service: QoS) ให้ได้ตามต้องการ CAC จึงมีบทบาทที่สำคัญในการควบคุม QoS ทั้งในระดับการเรียก (call level) นั่นคือค่าความน่าจะเป็นของการบล็อก (call blocking probability) และในระดับของแพ็กเกต

การตอบรับการเรียกของ CAC นั้นมีหลักในการตัดสินใจพื้นฐาน อยู่สอง ประการ ด้วยกัน อย่างแรกคือ การเชื่อมต่อใหม่ มีผลกระทบต่อ QoS ของการเชื่อมต่อที่มีอยู่แล้วในสายเชื่อมโยงหรือไม่ อีกประการหนึ่งคือ สายเชื่อมโยงสามารถให้ QoS ได้ตามที่การเชื่อมต่อใหม่ร้องขอหรือไม่ อย่างไรก็ตามทราฟฟิกในโครงข่ายมีหลายประเภท ซึ่งระดับ QoS ในทราฟฟิกนั้นย่อมมีความแตกต่างกันไปในแต่ละประเภทของบริการ ดังนั้น CAC ที่ใช้ในโครงข่ายควรจะสามารถจัดการกับการเรียกของทราฟฟิกที่มีลักษณะแตกต่างกันได้ หรืออีกนัยหนึ่งคือ CAC ต้องสามารถจัดลำดับความสำคัญของการเรียกเข้า เพื่อให้สามารถใช้งานโครงข่ายได้อย่างมีประสิทธิภาพ และป้องกันไม่ให้ความจุของสายเชื่อมโยงส่วนมากถูกใช้ไปกับทราฟฟิกเพียงชนิดเดียว [1]

จากความจำเป็นดังกล่าว งานวิจัยในอดีตหลายงานได้เสนอแบบแผนของ CAC ในหลายลักษณะที่สามารถจัดการกับทราฟฟิกที่แตกต่างกันได้ ตัวอย่างเช่น วิธีการจองช่องสัญญาณ (trunk reservation) ซึ่งเป็นกลไกที่ใช้กันทั่วไปในโครงข่ายโทรศัพท์ และเนื่องจากความสำเร็จของการจองช่องสัญญาณในโครงข่ายโทรศัพท์ จึงทำให้งานวิจัยหลายงานได้ขยายกรอบความคิดการจองช่องสัญญาณไปสู่สถานะ

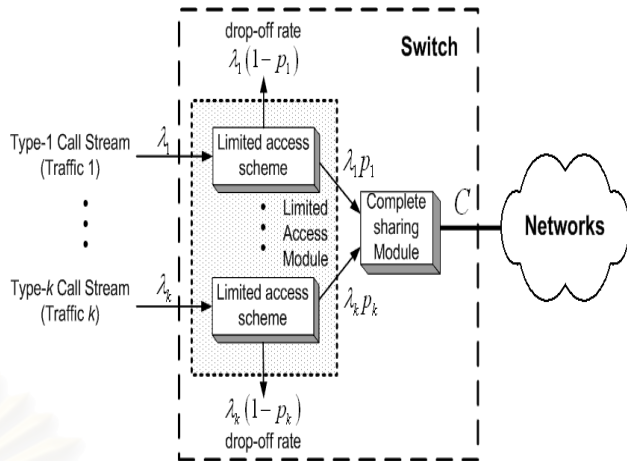
ของบริการหลายรูปแบบ (เช่น [2]-[4]) โดยมีเป้าหมายเพื่อรับมือกับการบล็อกทราฟฟิกที่แตกต่างกัน โดยอาจปรับได้ในสองแนวทางคือ 1) การทำให้ความน่าจะเป็นของการบล็อกทราฟฟิกชนิดต่าง ๆ มีค่าเท่ากัน (blocking equalisation) เพื่อให้ทราฟฟิกทุกชนิดบนโครงข่ายมีระดับความสำคัญเท่า ๆ กัน 2) การลำดับความสำคัญของทราฟฟิกโดยการเปลี่ยนขนาดช่องสัญญาณที่ถูกจองไว้สำหรับทราฟฟิกแต่ละชนิด (blocking prioritisation) ซึ่งทำให้ความน่าจะเป็นของการบล็อกทราฟฟิกแต่ละชนิดแตกต่างกัน แนวทางแรกนั้นพยายามทำให้มีความยุติธรรมในการใช้สายเชื่อมโยงระหว่างทราฟฟิกที่แตกต่างกัน [5] ส่วนแนวทางที่สองอาจใช้ในการปรับค่าความน่าจะเป็นของการบล็อกทราฟฟิกที่แตกต่างกันให้สอดคล้องกับค่าธรรมเนียมการใช้งาน หรือระดับ QoS ในแต่ละกลุ่มผู้ใช้ ทั้งนี้การคำนวณหาความน่าจะเป็นของการบล็อกสำหรับสภาวะแวดล้อมแบบหลายบริการมีหลายวิธีซึ่งแสดงไว้ใน [2], [4], [5]

การควบคุมความน่าจะเป็นของการบล็อกของวิธีการจองช่องสัญญาณทำได้โดยการกำหนดเซตของปริภูมิสถานะ (state space) ของการตอบรับ (หรือการบล็อก) เซตเหล่านี้เป็นเซตไม่ต่อเนื่อง (discrete set) ดังนั้นในการปรับค่าความน่าจะเป็นของการบล็อกจึงทำได้จำกัด บทความนี้มีวัตถุประสงค์เพื่อพัฒนาวิธีการตอบรับการเรียกให้มีความยืดหยุ่นในการควบคุมมากขึ้น และสามารถปรับอัตราส่วนการบล็อกแต่ละทราฟฟิกเป็นค่าตามที่ต้องการ ในขณะที่ยังคงใช้ประโยชน์สายเชื่อมโยงอย่างมีประสิทธิภาพสูงสุด บทความนี้เสนอ *การตอบรับการเรียกเข้าโดยใช้ความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าใช้ (Call admission control using limited access probability)*

ในหัวข้อที่ 2 จะเป็นการกำหนดระบบที่จะทำการวิเคราะห์ และพารามิเตอร์ของระบบที่ใช้ในการคำนวณ จากนั้นในหัวข้อที่ 3 จะนิยาม CAC ที่เสนอในบทความนี้ซึ่งเสนอไว้สองแนวทาง คือการจำกัดการเข้าใช้โดยคงที่ และการจำกัดการเข้าใช้ที่ขึ้นกับสถานะของระบบ พร้อมทั้งวิธีการคำนวณค่าพารามิเตอร์ต่าง ๆ จากนั้นผลจากการคำนวณเปรียบเทียบกับบทความที่ผ่านมาจะได้นำเสนอในหัวข้อที่ 4 และในหัวข้อสุดท้ายจะเป็นการสรุปสิ่งที่ได้ค้นพบและนำเสนอแนวทางในการพัฒนางานต่อไป

2 สมมติฐานและพารามิเตอร์ของระบบ

ระบบที่พิจารณาเป็นสายเชื่อมโยงเดี่ยวที่รองรับบริการหลายแบบ ดังรูปที่ 1 แสดงลักษณะการเชื่อมต่อ ค่าพารามิเตอร์ต่าง ๆ ของระบบ โดยมีค่าความจุของสายเชื่อมโยงเป็น C และทราฟฟิกทั้งหมดมี k ชนิด ให้ i เป็นดรรชนีของชนิดทราฟฟิก ให้ทราฟฟิกชนิดที่ i เป็นปัวส์ซงที่มีอัตราเฉลี่ย λ_i โดยทราฟฟิกแต่ละชนิดเป็นอิสระต่อกัน ระยะเวลายึดช่องสัญญาณ (holding time) ของทราฟฟิกชนิดที่ i มีการแจกแจงแบบเลขชี้กำลังด้วยค่าเฉลี่ย $1/\mu_i$ และเป็นอิสระต่อการเรียกเข้า ให้ B_i เป็นความน่าจะเป็นของการบล็อกทราฟฟิกชนิดที่ i $B_i (i = 1, \dots, k)$ เป็นเอาท์พุทพารามิเตอร์ที่สนใจ ในการปรับเปลี่ยนค่าเหล่านี้สามารถทำได้โดยใช้ความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าใช้ (limited access probability: LAP) เพื่อให้ได้อัตราส่วนของการบล็อกทราฟฟิกแต่ละชนิดตามต้องการซึ่งเป็นประเด็นปัญหาสำคัญที่พิจารณาในบทความนี้



รูปที่ 1: ระบบสายเชื่อมโยงเดี่ยวที่ใช้ CAC แบบจำกัดการเข้าใช้ด้วยความน่าจะเป็น

กำหนดให้โหลดที่เข้ามา (offered load) ของทราฟฟิกชนิดที่ i เป็น $\rho_i = \lambda_i/\mu_i$ และให้ $\rho_{ci} = \rho_i(1 - B_i)$ แทนค่าของโหลดของทราฟฟิกชนิดที่ i ที่ระบบรองรับได้ (carried load)

การตอบรับการเรียกในแต่ละครั้งสิ่งที่จำเป็นต้องใช้ในการตัดสินใจคือ ขนาดของความจุของสายเชื่อมโยงที่ทำให้ได้ QoS ตามต้องการ หรือที่เรียกว่า ความจุสมมูล (equivalent capacity) [6], [7] ความจุสมมูลนี้เป็นพารามิเตอร์สำคัญในการกำหนด QoS ในระดับแพ็คเกจเนื่องจากลักษณะของแหล่งกำเนิดข้อมูล และระดับ QoS ที่แตกต่างกันระหว่างทราฟฟิก ทำให้ความจุสมมูลในแต่ละทราฟฟิกมีลักษณะแตกต่างกันไป บทความนี้จะกำหนดให้ $G_i(n_i)$ เป็นความจุสมมูลของทราฟฟิกชนิดที่ i ดังนั้นการเชื่อมต่อทราฟฟิกชนิดที่ i จำนวน n_i ต้องการความจุสายเชื่อมโยงขนาด $G_i(n_i)$ และเนื่องจากการมีสถิติเชิงสถิติทำให้ค่าของ $G_i(n_i)$ จะเพิ่มขึ้นด้วยอัตราที่ลดลงเมื่อ n_i เพิ่มขึ้น [6], [7]

3 การตอบรับการเรียกเข้าโดยใช้ความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าใช้ (Call Admission Control Using Limited Access Probability: LAP)

การควบคุมการใช้โครงข่ายด้วยความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าใช้ p_i มีแนวคิดที่ว่า แม้ว่าระบบจะมีทรัพยากรเพียงพอต่อการให้บริการแก่ผู้ใช้ที่เข้ามา แต่ผู้ใช้ของทราฟฟิกชนิดที่ i จะถูกระบบตอบรับการเข้าใช้ด้วยความน่าจะเป็นค่าหนึ่ง ซึ่งเรียกว่า ความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าใช้ p_i บทความนี้มุ่งเน้นการหาค่า p_i ที่เหมาะสมที่จะทำให้ได้ลำดับความสำคัญตามต้องการ และให้ได้ประสิทธิภาพการใช้งานทรัพยากรในระบบสูงสุด โดยใช้แบบจำลองทางคณิตศาสตร์เป็นหลักในการวิเคราะห์

เพื่อเปรียบเทียบความลำดับความสำคัญของทราฟฟิกแต่ละชนิดให้

$$\gamma_i \triangleq \frac{B_i}{B_k} \quad (1)$$

โดยที่ทราฟฟิกชนิดที่ $1, 2, \dots, k$ มีลำดับความสำคัญเรียงจาก

น้อยไปมาก ดังนั้นค่า γ_i บ่งบอกถึงความลำดับความสำคัญในการเข้าใช้ทรัพยากรในระบบเทียบกับกราฟฟิกที่มีระดับความสำคัญสูงสุด

3.1 CAC แบบจำกัดการเข้าใช้ด้วยความน่าจะเป็นคงที่ (Fixed Limited Access Probability: FLAP)

พิจารณาระบบในรูปที่ 1 โดยมี p_i เป็นพารามิเตอร์ควบคุมให้ค่า γ_i ตามต้องการ ในขั้นแรกนี้เพื่อให้รู้ถึงผลกระทบของค่า p_i ต่อประสิทธิภาพของระบบและง่ายต่อการคำนวณจึงเสนอ CAC แบบจำกัดการเข้าใช้ด้วยความน่าจะเป็นคงที่ โดยกำหนดให้ p_i ของแต่ละกราฟฟิกมีค่าคงที่ กำหนดปริภูมิสถานะของข่ายเชื่อมโยงเป็น

$$S \triangleq \left\{ \mathbf{n} \in \mathcal{I}^k \mid \sum_{i=1}^k G_i(n_i) \leq C \right\} \quad (2)$$

โดยที่ \mathbf{n} เป็นเวกเตอร์สถานะของข่ายเชื่อมโยง $\mathbf{n} \triangleq (n_1, \dots, n_k)$ การประยุกต์ LAP มาใช้ นั้นระบบยังคงมีผลเฉลยในรูปการคูณ (product-form solution [8]) ดังนั้นการแจกแจงความน่าจะเป็นที่สถานะอยู่ตัวจึงหาได้จาก

$$\pi(\mathbf{n}) = \begin{cases} \frac{1}{K(S)} \prod_{i=1}^k \frac{(p_i \rho_i)^{n_i}}{n_i!}, & \mathbf{n} \in S \\ 0, & \mathbf{n} \notin S \end{cases} \quad (3)$$

โดยที่ $\rho_i = \lambda_i / \mu_i$ เป็นโพลต์ของกราฟฟิกชนิดที่ i และค่าคงที่การนอร์มัลไลซ์ $K(S)$ หาได้จาก

$$K(S) = \sum_{\mathbf{n} \in S} \left[\prod_{i=1}^k \frac{(p_i \rho_i)^{n_i}}{n_i!} \right] \quad (4)$$

เนื่องจาก ผู้ใช้ จะ สามารถ เข้า ใช้ ระบบ ได้ ก็ ต่อเมื่อ ระบบ มี ทรัพยากรเพียงพอและผู้ใช้ต้องไม่ถูกจำกัดการเข้าใช้โดย p_i ดังนั้นค่าความน่าจะเป็นของการบรรลุสามารถหาได้จาก

$$B_i = 1 - p_i \frac{K(S_i)}{K(S)} \quad (5)$$

เมื่อกำหนดให้

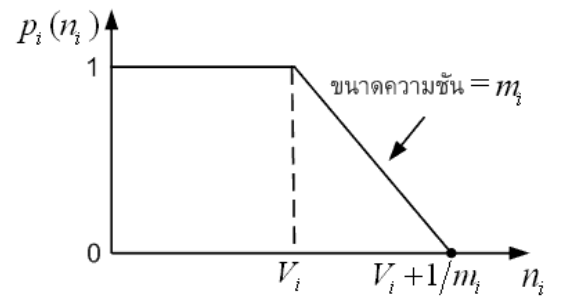
$$S_i \triangleq \{ \mathbf{n} \in S \mid \mathbf{n} + \mathbf{e}_i \in S \} \quad (6)$$

โดยที่ \mathbf{e}_i เป็นเวกเตอร์ขนาด k มิติ มีค่าเป็น 0 ทั้งหมดยกเว้นตัวที่ i เท่านั้นซึ่งมีค่าเป็น 1

การควบคุมค่า γ_i ให้ได้ตามต้องการ สามารถทำได้โดยปรับค่า p_i ให้เหมาะสมจากสมการที่ (1) และ (5) สามารถเขียน γ_i ได้ดังนี้

$$\gamma_i = \frac{K(S) - p_i K(S_i)}{K(S) - p_k K(S_k)} \quad (7)$$

เห็นได้ว่าค่า γ_i นั้นติดอยู่ในเทอมของ p_i และค่าคงที่การนอร์มัลไลซ์ ในกรณีที่มีกราฟฟิกหลายชนิด การคำนวณค่าที่ $p_i (i = 1, \dots, k)$ จะมีความซับซ้อนในการคำนวณสูง ดังนั้นในบทความนี้จึงพิจารณา



รูปที่ 2: กราฟของฟังก์ชัน $p_i(n_i)$ ที่ค่าพารามิเตอร์ V_i และ m_i

กรณีตัวอย่างที่มีกราฟฟิกเพียงสองชนิด ในกรณี $k = 2$ นี้เพื่อให้ใช้ประโยชน์จากความจุข่ายเชื่อมโยงได้สูงสุด จึงกำหนดให้ค่าความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าใช้สำหรับบริการที่มีความสำคัญสูงสุดมีค่าเท่ากับ 1 ($p_2 = 1$) ดังนั้นสมการ (7) จึงสามารถเขียนให้ติดอยู่ในเทอม p_1 เท่านั้น ทำให้สามารถหาค่า p_1 ได้โดยการหารากของพหุนามอันดับที่ $n_{1,max} + 1$ โดยที่ $n_{1,max}$ เป็นจำนวนการเชื่อมต่อสูงสุดของกราฟฟิกชนิดที่ 1 โดยรากที่หาได้จะต้องมีค่าอยู่ในช่วง 0 ถึง 1

3.2 CAC แบบจำกัดการเข้าใช้ด้วยความน่าจะเป็นขึ้นที่กับสถานะของระบบ (State dependent limited access probability: SLAP)

การจำกัดผู้ใช้ที่เข้าใช้ข่ายเชื่อมโยงด้วยความน่าจะเป็นเท่า ๆ กัน ตลอดเวลานั้นอาจเป็นสิ่งที่ไม่เหมาะสม ดังในกรณีที่ข่ายเชื่อมโยงมีผู้ใช้ น้อย ๆ หรือไม่มีผู้ใช้เลย การร้องขอจากผู้ใช้อาจถูกปฏิเสธเนื่องจาก LAP ทั้งที่ขั้วมีความจุของข่ายเชื่อมโยงเหลือเพียงพอที่สามารถรองรับกราฟฟิกที่เข้ามา ดังนั้นจึงเสนอแนวทางในการใช้ LAP ในอีกแนวทาง โดยอนุญาตให้ LAP ปรับเปลี่ยนตามสถานะของข่ายเชื่อมโยง กำหนดให้ $p_i(n_i)$ เป็นความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าใช้ขณะที่ข่ายเชื่อมโยงมีจำนวนการเชื่อมต่อของกราฟฟิกชนิดที่ i อยู่ n_i

เพื่อให้ผู้ใช้มีโอกาสเข้าใช้ข่ายเชื่อมโยงมากที่สุดค่า $p_i(n_i)$ ควรมีค่าสูงในช่วงที่ข่ายเชื่อมโยงมีจำนวนผู้ใช้น้อย และในทางกลับกัน ดังนั้นลักษณะของ $p_i(n_i)$ จึงกำหนดเป็นดังนี้

$$p_i(n_i) = \begin{cases} 1, & 0 \leq n_i \leq V_i \\ 1 - m_i(n_i - V_i), & V_i < n_i \leq V_i + 1/m_i \\ 0, & n_i \text{ เป็นค่าอื่น ๆ} \end{cases} \quad (8)$$

โดยค่า $m_i \in [0, 1]$ และ $V_i \in \mathcal{I}$ เป็นค่าพารามิเตอร์ที่ใช้ปรับการควบคุมของ CAC แบบ SLAP ดังตัวอย่างแสดงในรูปที่ 2

การคำนวณค่า B_i สำหรับ CAC แบบ SLAP จะคิดคล้ายกับที่ได้แสดงมาสำหรับ CAC แบบ FLAP โดยที่ปริภูมิสถานะของข่ายเชื่อมโยงจะถูกนิยามตามสมการที่ (2) การแจกแจงความน่าจะเป็นที่สถานะอยู่ตัวสามารถคำนวณได้จาก

$$\pi(\mathbf{n}) = \frac{1}{K(S)} \prod_{i=1}^k \left[\frac{\rho_i^{n_i}}{n_i!} \prod_{m=0}^{n_i-1} p_i(m) \right] \quad (9)$$

การหาค่าความน่าจะเป็นของการบล็อกทราฟฟิกชนิดที่ i สามารถทำได้ในทำนองเดียวกันกับสมการที่ (5) ดังนั้นค่า B_i ของ CAC แบบ SLAP จึงหาได้จาก

$$B_i = 1 - \sum_{\mathbf{n} \in S_i} p_i(n_i) \pi(\mathbf{n}) \quad (10)$$

แม้ว่าจะพิจารณาระบบอย่างง่ายดังที่ทำในกรณีของ FLAP นั้น การปรับค่า $p_i(n_i)$ เพื่อให้ได้ค่า γ_i ตามต้องการไม่สามารถทำได้จากการวิเคราะห์โดยตรง เนื่องจากมี V_i และ m_i เป็นตัวแปรที่ไม่ทราบค่าทำให้สมการมีหลายผลเฉลย ซึ่งสามารถเขียนอยู่ในรูปของเซตของคู่ลำดับ V_i และ m_i ดังนั้นจึงต้องอาศัยกรรมวิธีเชิงตัวเลขเข้าช่วยในการหาค่า V_i และ m_i ที่เหมาะสม (สำหรับผลการคำนวณที่รายงานในบทความนี้ซึ่งเป็นกรณีที่ $k = 2$ จะใช้วิธีการตรวจสอบผลเฉลยที่เป็นไปได้ทีละตัวจนครบ)

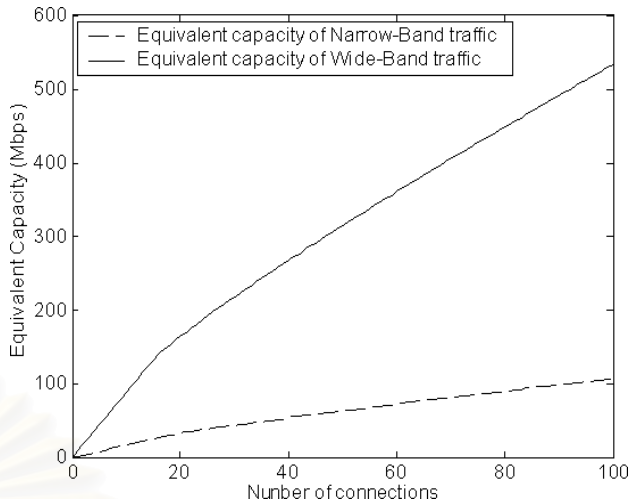
4 ผลการคำนวณ

ในหัวข้อนี้จะศึกษาและเปรียบเทียบประสิทธิภาพของ CAC แบบ FLAP กับ CAC แบบ SLAP ที่ค่าพารามิเตอร์ V_1 และ m_1 ต่าง ๆ กันในกรณีที่ $k = 2$ และเปรียบเทียบประสิทธิภาพของ CAC ที่เสนอกับการจองช่องสัญญาณแบบการปรับเท่าของการบล็อกที่เสนอโดย [4] ทั้งกรณีของการจองช่องสัญญาณแบบขึ้นกับสถานะของระบบ (state dependent trunk reservation) และการจองช่องสัญญาณแบบตายตัว (fixed trunk reservation)

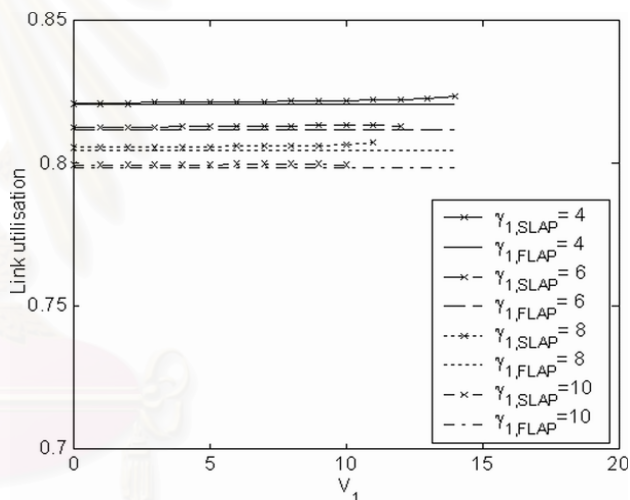
ในบทความนี้จะให้ค่าการใช้ประโยชน์ของข่ายเชื่อมโยงเป็นตัววัดประสิทธิภาพ หาได้จาก $U_i = E[G_i(N_i)]/C$ โดยที่ $E[\cdot]$ เป็นค่าคาดหวังและ C เป็นความจุของข่ายเชื่อมโยง

ในส่วนแรกนี้จะเปรียบเทียบประสิทธิภาพของ CAC แบบ FLAP และ SLAP ที่ค่า γ_1 เท่ากัน CAC แบบ SLAP เราจะปรับค่าพารามิเตอร์ V_1 และ m_1 เพื่อหาจุดที่ให้ค่าการใช้ประโยชน์สูงสุด กำหนดให้ค่าความจุข่ายเชื่อมโยงเท่ากับ 150 Mbps โดยกำหนดความจุสมมูลดังใน [6] โดยให้แหล่งกำเนิดทราฟฟิกแต่ละชนิดเป็นแบบ on-off มีพารามิเตอร์กำหนดโดยเวกเตอร์ (R_p, u, b) โดยที่ R_p เป็นอัตราการส่งข้อมูลสูงสุด u เป็นสัดส่วนของเวลาที่แหล่งกำเนิดส่งข้อมูลกับเวลาทั้งหมด b เป็นความยาวเฉลี่ยของเบิร์ส ให้อัปเดตที่ให้มีลัดเพิล็กซ์แพ็กเก็ตแต่ละทราฟฟิกมีขนาด 32 kbytes และความน่าจะเป็นที่แพ็กเก็ตจะสูญหายสูญหายเป็น 10^{-6} ซึ่งจะทำการทดลองใน 2 สถานการณ์

ในสถานการณ์แรก กำหนดให้ปริมาณโหลดที่เข้าในระบบมีค่า $\rho_1 = \rho_2 = 15$ เอร์แลง แหล่งกำเนิดทราฟฟิกชนิดที่ 1 และ 2 เป็นทราฟฟิกชนิดแถบแคบ (narrow-band: NB) และทราฟฟิกแบบแถบกว้าง (wide-band: WB) ตามลำดับ มีค่าความจุสมมูลดังแสดงในรูปที่ 3 จากคำนวณได้ผลแสดงดังรูปที่ 4 ซึ่งเป็นการเปรียบเทียบการใช้ประโยชน์ข่ายเชื่อมโยงของ CAC แบบ SLAP ที่ทุกผลเฉลยกับ CAC แบบ FLAP จะเห็นได้ว่า CAC แบบ SLAP สามารถใช้ประโยชน์ข่ายเชื่อมโยงได้มากกว่าแบบ FLAP เสมอที่ทุกค่าของ γ_1 เนื่องจาก CAC แบบ SLAP จะมีการจำกัดการเข้าใช้เมื่อจำเป็นเท่านั้น อย่างไรก็ตามค่าการใช้ประโยชน์ข่ายเชื่อมโยงจาก CAC ทั้งสองวิธีไม่



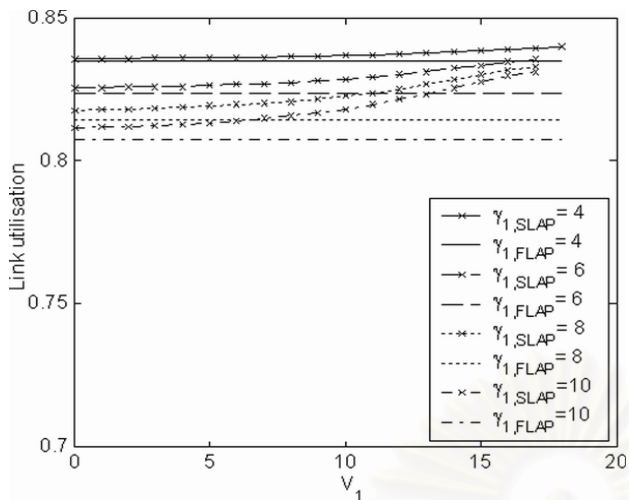
รูปที่ 3: ความจุสมมูลของแหล่งกำเนิด ($R_p = 2$ Mbps, $u = 0.3, b = 50$ ms) สำหรับ ทราฟฟิก NB และ ($R_p = 10$ Mbps, $u = 0.3, b = 15$ ms) สำหรับทราฟฟิกWB



รูปที่ 4: ค่าการใช้ประโยชน์ของข่ายเชื่อมโยงเทียบกับค่าพารามิเตอร์ V_1 ที่ค่า γ_1 ต่าง ๆ กัน ที่โหลด $\rho_1 = \rho_2 = 15$ เอร์แลง เมื่อทราฟฟิกแบบ WB มีลำดับความสำคัญสูงกว่า NB

ได้ต่างกันมากนัก (น้อยกว่า 0.4 เปอร์เซนต์สำหรับผลการทดลองในรูปที่ 4) และการคำนวณในสถานการณ์อื่น ๆ ซึ่งไม่ได้รายงานในบทความนี้เนื่องจากเนื้อที่จำกัด ก็ให้ข้อสรุปสอดคล้องกับผลที่ได้แสดงมาในข้างต้น

ในสถานการณ์ที่ 2 จะสลับลำดับความสำคัญระหว่างทราฟฟิก โดยให้ แหล่งกำเนิด ทราฟฟิกชนิดที่ 1 มีค่า พารามิเตอร์เป็น (10 Mbps, 0.3, 15 ms) และแหล่งกำเนิดทราฟฟิกชนิดที่ 2 มีค่าพารามิเตอร์เป็น (2 Mbps, 0.3, 50 ms) ได้ผลการคำนวณแสดงในรูปที่ 5 ซึ่งจะเห็นได้ว่าค่าการใช้ประโยชน์เพิ่มขึ้นมากกว่าในกรณีแรกสาเหตุเนื่องจากเมื่อการจำกัดการเข้าใช้ของ WB ทราฟฟิกมากขึ้นทำให้ NB ทราฟฟิกซึ่งมีความต้องการความจุต่ำกว่าสามารถเข้ามา



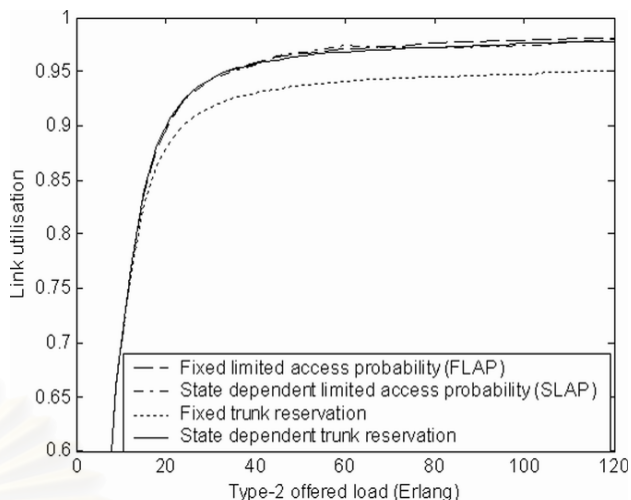
รูปที่ 5: ค่าการใช้ประโยชน์ของสายเชื่อมโยงเทียบกับค่าพารามิเตอร์ V_1 ที่ค่า γ_1 ต่าง ๆ กัน ที่โหลด $\rho_1 = \rho_2 = 15$ เอร์แลง เมื่อทราฟฟิกแบบ NB มีลำดับความสำคัญสูงกว่า WB

ใช้ประโยชน์สายเชื่อมโยงได้มากขึ้นทำให้ความน่าจะเป็นของการบล็อกของ NB ทราฟฟิกต่ำลง ซึ่งต่างจากในกรณีแรกที่มีการจำกัดการเข้าใช้ NB ทราฟฟิก ซึ่งต้องจำกัดการเรียกของ NB ทราฟฟิกเป็นจำนวนมากเพื่อให้ได้ค่า γ_1 ตามต้องการ

ในส่วนต่อไปจะเปรียบเทียบประสิทธิภาพ CAC แบบ FLAP และ SLAP กับการจองช่องสัญญาณแบบตายตัว (Fixed trunk reservation) และการจองช่องสัญญาณแบบขึ้นกับสถานะของระบบ (State dependent trunk reservation) [4] ในกรณีที่ลำดับความสำคัญของทราฟฟิกเท่ากัน ($\gamma_i = 1$) โดยกำหนดให้แหล่งกำเนิดทราฟฟิกชนิดที่ 1 และ 2 เป็นแบบ NB และ WB ที่มีค่าความจุสมมูลดังแสดงในรูปที่ 3 ให้ความจุสายเชื่อมโยงเท่ากับ 150 Mbps โหลดของทราฟฟิกชนิดที่ 1 คงที่ที่ 15 เอร์แลง และเปลี่ยนแปลงโหลดของทราฟฟิกชนิดที่ 2 ผลที่ได้แสดงดังรูปที่ 6 ซึ่งจะเห็นได้ว่าทั้ง CAC แบบ FLAP และ SLAP ให้ค่าการใช้ประโยชน์สายเชื่อมโยงมีค่าใกล้เคียงกับการจองช่องสัญญาณแบบขึ้นกับสถานะของระบบ โดยต่างกันไม่เกิน 0.5 เปอร์เซ็นต์ และสูงกว่าการจองช่องสัญญาณแบบตายตัวมากถึง 3 เปอร์เซ็นต์ สังเกตว่า CAC แบบ FLAP ให้ประสิทธิภาพการใช้สายเชื่อมโยงที่ใกล้เคียงกับ CAC แบบ SLAP และการจองช่องสัญญาณแบบขึ้นกับสถานะของระบบที่ทุกค่า γ_1 และโหลด จากผลดังกล่าวนี้เป็นสิ่งที่ชี้ชัดว่า CAC ที่เสนอในบทความนี้มีสมรรถนะที่สูง และในการควบคุมค่า γ_1 ของ CAC แบบ SLAP และการจองช่องสัญญาณให้ได้ตามที่ตั้งไว้ต้องใช้การตรวจหาโดยตรง เมื่อเปรียบเทียบกับ CAC แบบ FLAP สามารถทำได้ง่ายกว่าเพียงแค่หาผลเฉลยของสมการที่ (7)

5 สรุปผลและแนวทางการพัฒนางานในอนาคต

บทความนี้ได้พัฒนา CAC ในอีกรูปแบบหนึ่ง โดยนำความน่าจะเป็นของของการจำกัดการเข้าใช้มาประยุกต์เพื่อลำดับความสำคัญระหว่างทราฟฟิก ซึ่งทราฟฟิกแต่ละชนิดมีความจุสมมูลที่แตกต่างกัน ในบทความนี้เสนอ CAC ในสองแนวทางคือ CAC แบบจำกัด



รูปที่ 6: การใช้ประโยชน์สายเชื่อมโยงของทราฟฟิกชนิดต่าง ๆ ที่ค่า $\rho_1 = 15$ เอร์แลง, $C = 150$ Mbps

การเข้าใช้ด้วยความน่าจะเป็นคงที่ และ CAC แบบจำกัดการเข้าใช้ด้วยความน่าจะเป็นที่ขึ้นกับสถานะของระบบ โดยทั้งสองแนวทางนี้ได้ถูกวิเคราะห์โดยใช้แบบจำลองทางคณิตศาสตร์ซึ่งให้ผลเฉลยในรูปการคูณ ผลการคำนวณชี้ให้เห็นว่า ที่ทุกค่าของ γ_1 วิธี CAC แบบจำกัดการเข้าใช้ด้วยความน่าจะเป็นที่ขึ้นกับสถานะของระบบสามารถใช้ประโยชน์สายเชื่อมโยงได้มากกว่า CAC แบบจำกัดการเข้าใช้ด้วยความน่าจะเป็นคงที่เสมอ อย่างไรก็ตามจากการทดลองในหลาย ๆ สถานการณ์ประสิทธิภาพของ CAC ทั้งสองแบบใกล้เคียงกันมาก และมีค่าประสิทธิภาพการใช้สายเชื่อมโยงใกล้เคียงกับการจองช่องสัญญาณแบบขึ้นกับสถานะของระบบ ซึ่งต่างกันไม่เกิน 0.5 เปอร์เซ็นต์โดยสูงกว่าการจองช่องสัญญาณแบบตายตัว ซึ่งชี้ให้เห็นว่า CAC แบบจำกัดการเข้าใช้ด้วยความน่าจะเป็นให้ประสิทธิภาพที่สูงในการควบคุมให้ได้ค่า γ_1 ต่าง ๆ ตามต้องการ นอกจากนี้ CAC แบบจำกัดการเข้าใช้ด้วยความน่าจะเป็นคงที่สามารถทำได้โดยง่ายกว่าวิธีการอื่นดังกล่าวข้างต้น

ผลจากการคำนวณที่ได้แสดงว่า CAC แบบความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าใช้มีสมรรถนะที่สูงในการใช้งานสายเชื่อมโยง แต่เมื่อมีจำนวนชนิดของทราฟฟิกหรือความจุเพิ่มขึ้น แม้จะใช้ CAC แบบจำกัดการเข้าใช้ด้วยความน่าจะเป็นคงที่ซึ่งถือว่ามีความสะดวกในการควบคุมค่า γ_i ก็ยังพบว่าการหาค่าความน่าจะเป็นจำกัดการเข้าใช้ที่เหมาะสมไม่สามารถทำได้โดยง่าย เนื่องจากในการคำนวณค่าคงที่การนอร์มัลไลซ์ในสมการที่ (4) มีความซับซ้อนเป็น $O(C^k)$ ดังนั้นวิธีการคำนวณที่มีประสิทธิภาพและสะดวกในการพิจารณาหาค่าความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าใช้ในกรณีที่จำนวนทราฟฟิก k ชนิดให้ได้ค่า γ_i ตามต้องการ จึงเป็นสิ่งที่ท้าทายและจำเป็นต่อการนำ CAC แบบความน่าจะเป็นของการจำกัดการเข้าใช้มาประยุกต์ใช้งานได้อย่างมีประสิทธิภาพ

หนังสืออ้างอิง

[1] S. Jordan, and P. P. Varaiya, "Throughput in multiple service, multiple resource communication networks"

- IEEE Trans. Commun.*, Vol. 39, No. 8, Aug. 1991, pp. 1216-1222.
- [2] S. C. Borst and D. Mitra, "Virtual partitioning for robust resource sharing: computational techniques for heterogeneous traffic," *IEEE J. Selected Areas Commun.*, Vol. 16, Jun. 1998, pp. 668-678.
- [3] A. Gersht and K. J. Lee, "Virtual-circuit load control in fast packet-switched broadband networks," *Proc. GLOBECOM'88*, 1988, pp. 214-220.
- [4] C. Aswakul, and J. Barria, "Analysis of dynamic service separation with trunk reservation policy," *IEE Proc. Commun.*, Vol. 149, No. 1, Feb. 2002, pp. 23-28.
- [5] M. Ritter and P. Tran-Gia, *COST 242 Interim Report: Multi-rate Models for Dimensioning and Performance Evaluation of ATM Networks*, Technical Report, University of Wurzburg, Jun. 1994.
- [6] R. Guérin, H. Ahmadi, and M. Naghshineh, "Equivalent capacity and its application to bandwidth allocation in high-speed networks," *IEEE J. Selected Areas Commun.*, Vol. SAC-9, Sep. 1991, pp. 968-981.
- [7] E. Gelenbe, X. Mang, R. Onvural, "Bandwidth allocation and call admission control in high-speed networks," *IEEE Commun. Mag.*, Vol. 35, May 1997, pp. 122-129.
- [8] C. Aswakul, and J. Barria, "Performance analysis of single-link system with nonlinear equivalent capacity," *IEEE Commun. Letters*, Vol. 4, No. 2, Feb. 2000, pp. 71-73.

Performance comparison of CAC schemes using limited access probability in two-type traffic environments

A. Bukkonprasert, C. Aswakul and L. Wuttisittikulki
Department of Electrical Engineering, Faculty of Engineering
Chulalongkorn University, Bangkok, Thailand 10330
Tel. +662 2186908 Fax. +662 2186912

Email: akaradeach.b@student.chula.ac.th, chaodit.a@chula.ac.th, wlunchak@chula.ac.th

Abstract— This paper presents a new call admission control (CAC) scheme that can be used for traffic prioritisation in multiservice systems. The aim is to maximise the link utilisation while maintaining the quality of service (QoS) at a desired level. To achieve a prior setting for call blocking probability ratios, a more precise and flexible approach than conventional CAC schemes are proposed by using the concept of limited access probability. Three schemes of the proposed CAC are investigated, namely (i) Fixed Limited Access Probability (FLAP), (ii) State Dependent Limited Access Probability (SDLAP) and (iii) Occupancy Dependent Limited Access Probability (ODLAP). The performance of proposed CAC is analytically derived and also compared with discrete event simulation. The results in this paper considering two traffic-type scenarios indicate that the proposed schemes are able to achieve high system utilisation while satisfying any desired level of blocking probability ratio.

Keywords— Call admission control, multiservice, prioritisation, blocking probability ratio.

1. Introduction

Future broadband networks are expected to support a wide variety of services and applications, while quality of service (QoS) requirements with possibly very different characteristics must be satisfied. To realise that expectation, call admission control (CAC) is an indispensable network mechanism which aims at controlling QoS at the time scale of call level and providing different priority for each service. Service prioritisation is especially useful in preventing some service from monopolising over all resources of the system, which may lead to poor link utilisation and poor benefits in return. The challenge is to control a possible vast range of desired QoS levels. In this paper, a QoS level is identified by the resultant call blocking probability of different call traffics.

In the literature, several CAC schemes have been proposed such as complete partitioning [1], coordinate convex [2] and trunk reservation (e.g. [3]–[5]). Preceding studies [6] have shown that the trunk reservation techniques give a robust protection against traffic overloads

This work was financially supported by the research grant provided by the Office of Academic Affairs, Chulalongkorn University, Thailand.

and that the trunk reservation parameters are relatively traffic independent, i.e., the same values can be used in a large range of traffic load variations by assigning a distinct trunk reservation parameter for each service, a form of call blocking prioritisation can be achieved. However, it is not always possible to achieve a desired proportion of blocking probability. This inflexibility is inherently due to the fact that the obtained call blocking probability is not a continuous but step-like function of trunk reservation parameter as depicted in Figure 1. In order to enable the controlability of call blocking more precisely than that achievable by the trunk reservation while maintaining a high link utilisation, this paper proposes a new concept of CAC using the notion of limited access probability.

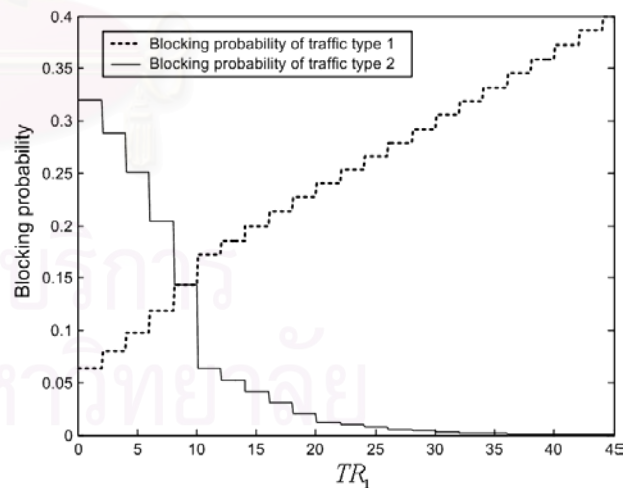


Figure 1. Call blocking probability as discrete function of TR_1 parameter with two traffic types when $C = 150$ Mbps, $G_1(n_1) = 2n_1$ Mbps, $G_2(n_2) = 10n_2$ Mbps, $\rho_1 = 60$ Erlang and $\rho_2 = 3$ Erlang.

The remainder of this paper is organised as follows. Section 2 provides a description of the considered system. CAC using limited access probability is introduced in Section 3, which contains three approaches: (i) Fixed Limited Access Probability (FLAP), (ii) State Dependent

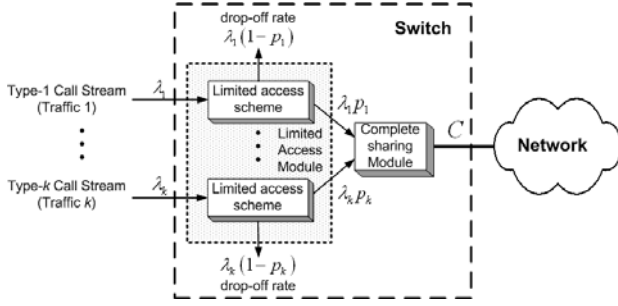


Figure 2. Single link system with CAC using limited access probability

Limited Access Probability (SDLAP) and (iii) Occupancy Dependent Limited Access Probability (ODLAP). Section 4 discusses some numerical and simulation experiments. Finally, Section 5 concludes all research findings.

2. Problem Formulation

The system considered in this paper is depicted in Figure 2. This system is an isolated link being accessed by k traffic types. Let C denote the link capacity and i be the index of traffic type ($i = 1, \dots, k$). Let $G_i(\cdot)$ denote the equivalent capacity function of type- i traffic. That is, n_i connections of type i require the link capacity of magnitude $G_i(n_i)$. Specifically, an equivalent capacity function defines the relationship between the number of connections n_i and the minimum amount of link capacity needed to guarantee that all QoS requirements at the time scale of packets are met [7]–[10]. In practice, there are many methodologies whereby an equivalent capacity function for a certain traffic type can be obtained such as analytical, discrete event simulation, on-line measurement or even subjective tests [11]. By using equivalent capacity function, we can formulate a link-state vector of single-link system defined by $\mathbf{n} \triangleq (n_1, \dots, n_k)$ and easily set a constraint to accept or reject calls. In this approach, call acceptance decisions are based on a simple rule: a new call may be accepted only if sum of equivalent capacity of ongoing calls and a new call does not exceed the link capacity.

Type- i traffic arrive as an independent Poisson stream with mean rate λ_i and call holding times are independent of each other and independent of call arrivals. The holding times of type- i traffics are exponentially distributed with mean $1/\mu_i$. Let p_i denote *Limited Access Probability (LAP)* of type- i traffic. Specifically, a new call of type- i traffic is accepted with probability p_i , given that the remaining capacity is sufficient for the new call arrival. This LAP can define in different approach in order to utilise link capacity effectively.

3. Call Admission Control Using Limited Access Probability

LAP changes the decision criteria of CAC from a hard decision to a soft decision. The priority between traffic

types can be distinguished by blocking probability ratios, defined by

$$\gamma_i \triangleq \frac{B_i}{B_k} \quad (1)$$

where traffic types $1, \dots, k$ have a sorted priority in a descending order and type k is a benchmark traffic (with the largest priority). To achieve a desired γ_i while maximising the link utilisation in a wide range of traffic load and bandwidth requirements, an appropriate LAP value must be found. In this respect, three different approaches are proposed here.

3.1 Fixed Limited Access Probability (FLAP)

FLAP is the simplest approach to achieve a desired γ_i . In particular, p_i is defined as a constant value. To find an appropriate p_i , we first write the call blocking probability of traffic type i (B_i) as follows. System state \mathbf{n} is defined by a set of state space S , where

$$S \triangleq \left\{ \mathbf{n} \in \mathcal{I}^k \mid \sum_{i=1}^k G_i(n_i) \leq C \right\} \quad (2)$$

and \mathcal{I} is the set of nonnegative integers. Let $N_i(t)$ be the number of type- i connections on the link at time t . Under the system assumptions in Section 2, the stochastic process $\{(N_1(t), \dots, N_k(t), t \geq 0)\}$ has a unique stationary distribution $\pi(\mathbf{n}) = \pi(n_1, \dots, n_k)$, given by a product-form solution [12]

$$\pi(\mathbf{n}) = \begin{cases} \frac{1}{K(S)} \prod_{i=1}^k \frac{(p_i \rho_i)^{n_i}}{n_i!}, & \mathbf{n} \in S \\ 0, & \mathbf{n} \notin S \end{cases} \quad (3)$$

where $\rho_i = \lambda_i/\mu_i$ is the offered load of type- i traffics, and the normalisation constant $K(S)$ is given by

$$K(S) = \sum_{\mathbf{n} \in S} \left[\prod_{i=1}^k \frac{(p_i \rho_i)^{n_i}}{n_i!} \right] \quad (4)$$

Straightforward derivation then gives the probability of blocking type- i traffic:

$$B_i = 1 - p_i \frac{K(S_i)}{K(S)} \quad (5)$$

where the state space S_i is defined as

$$S_i \triangleq \{ \mathbf{n} \in S \mid \mathbf{n} + \mathbf{e}_i \in S \} \quad (6)$$

and \mathbf{e}_i is the k -dimensional vector consisting of only zeros except for a one in the i component. However, it is obvious that the numerical evaluation of these product-forms will become intractable for a large number of traffic types. To produce preliminary results, two-traffic cases are considered in this paper. In this respect, let $p_2 = 1$, that is type-2 traffic is allowed to access the whole link capacity. In order to find the appropriate value p_1 is directly obtained from combining (1) and (5):

$$\gamma_1 = \frac{K(S) - p_1 K(S_1)}{K(S) - K(S_2)} \quad (7)$$

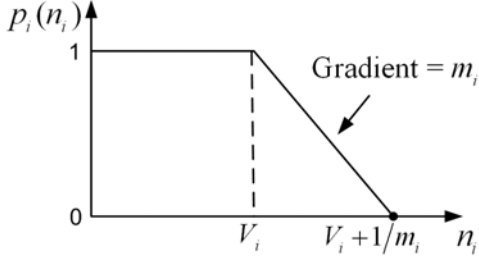


Figure 3. Characteristic of state dependent limited access probability $p_i(n_i)$ at specified (V_i, m_i)

3.2 State Dependent Limited Access Probability (SDLAP)

It is expected that limiting a new call access at a fixed probability might decrease the link utilisation. To avoid this problem, SDLAP is here proposed. Specifically, the call acceptance rate is limited as a linear function of the number of calls in the system beyond a given threshold. That is, limited access probability is $p_i(n_i)$ defined as a function of the number of connections in system,

$$p_i(n_i) = \begin{cases} 1, & \text{if } 0 \leq n_i \leq V_i \\ 1 - m_i(n_i - V_i), & \text{if } V_i < n_i \leq V_i + 1/m_i \\ 0, & \text{otherwise} \end{cases} \quad (8)$$

where $m_i \in [0, 1]$ is the gradient of linear function and $V_i \in \mathcal{I}$ is an adjustable threshold, as shown in Figure 3.

Finding the probability of blocking type- i traffic is similar to the case of FLAP, i.e.

$$\pi(\mathbf{n}) = \frac{1}{K(S)} \prod_{i=1}^k \left[\frac{\rho_i^{n_i}}{n_i!} \prod_{j=0}^{n_i-1} p_i(j) \right] \quad (9)$$

And the normalisation constant $K(S)$ can be written as

$$K(S) = \sum_{\mathbf{n} \in S} \prod_{i=1}^k \left[\frac{\rho_i^{n_i}}{n_i!} \prod_{j=0}^{n_i-1} p_i(j) \right] \quad (10)$$

then B_i can be calculated from

$$B_i = 1 - \sum_{\mathbf{n} \in S_i} p_i(n_i) \pi(\mathbf{n}) \quad (11)$$

For this scheme, we must search for V_i and m_i to satisfy γ_i for $i = 1, \dots, k-1$. In case of two traffics, a simple numerical method such as the bisection or secant methods can be readily applied and have been used to produce all results in Section 4.

3.3 Occupancy Dependent Limited Access Probability (ODLAP)

ODLAP is proposed to improve the performance and robustness for CAC. In this respect, the limited access probability is defined as a function of link occupancy:

$$p_i(\mathbf{n}) = \begin{cases} \tilde{p}_i, & \text{if } \sum_{i=1}^k G_i(n_i) \geq C - TH_i \\ 1, & \text{otherwise} \end{cases} \quad (12)$$

where TH_i is a predefined threshold parameter for type- i traffic. Given (12), it can be shown that the stochastic process $N(t)$ is not reversible hence the product-form solution does not hold. An alternative method such as directly solving the global balance equations is thus here employed to find the stationary distribution $\pi(\mathbf{n})$. Given $\pi(\mathbf{n})$, the blocking probability B_i can then be computed from

$$B_i = \sum_{\{\mathbf{n} \in S | \mathbf{n} + \mathbf{e}_i \notin S\}} \pi(\mathbf{n}) + (1 - \tilde{p}_i) \sum_{\{\mathbf{n} \in T_i\}} \pi(\mathbf{n}) \quad (13)$$

where

$$T_i \triangleq \left\{ \mathbf{n} \in S_i \left| \sum_{i=1}^k G_i(n_i) \geq C - TH_i \right. \right\} \quad (14)$$

In two-traffic cases, traffic 2 is allowed to access the whole link capacity, i.e., $TH_2 = 0$ and calculation of \tilde{p}_1 and TH_1 can be achieved by the same methods as for SDLAP scheme.

4. Results and Discussions

All the three proposed CAC schemes using limited access probability have been evaluated in comparison to the conventional trunk reservation technique for two-traffic cases with a wide range of traffic loads and various desired levels of the blocking probability ratio γ_1 . The link capacity is set at $C = 150$ Mbps and the equivalent capacity functions are given by $G_1(n_1) = 2n_1$ Mbps and $G_2(n_2) = 10n_2$ Mbps. In order to examine the impact to all CAC schemes from load variations, three different scenarios are investigated and results are depicted in Figures 4–6. For a clear comparison, these three investigations are conducted using the same overall normalised load of 100%, which is defined as $\rho_{n_i} = G(\rho_i)/C \times 100$. In each scenario, the link utilisations from three CAC schemes using limited access probability are analytically evaluated and compared with the maximum link utilisation obtainable from the trunk reservation at the same γ_1 . Simulation results are also presented with 95% confidence intervals. The maximum link utilisation from the trunk reservation is obtained by a direct searching of trunk reservation parameter within the range of 30% of the link capacity.

The results in Figures 4–6 indicate that the controllable ranges of γ_1 are quite different for all three traffic scenarios. For example, it is not easy to adjust γ_1 beyond 2.5 in Figure 5 but it is easy to control γ_1 up to 40 in Figure 6. This is because Figure 5 is the situation which the link is mostly occupied by type-2 traffic (high priority traffic) and type-1 traffic (low priority traffic) are ruled out from accessing the link completely. Nevertheless, it appears that the blocking of high priority traffic remains high. In Figure 6, it is the opposite condition to that of Figure 5. Type-2 traffic load is rather low, most capacity is utilised by type-1 traffic. Slight adjustment in limited access probability results to significant change of γ_1 .

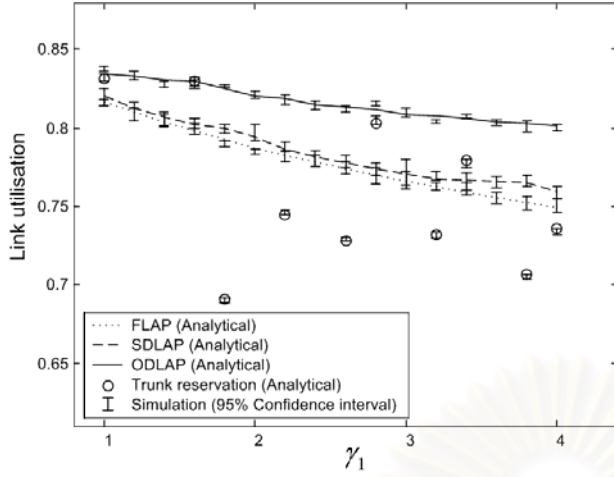


Figure 4. Link utilisation with $\rho_{n1} = 50\%$ and $\rho_{n2} = 50\%$

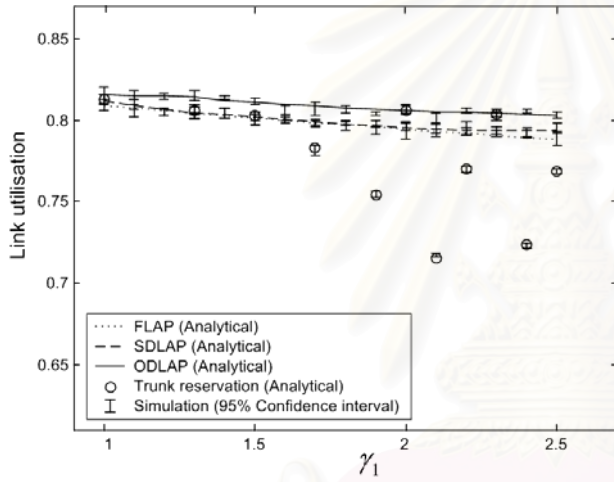


Figure 5. Link utilisation with $\rho_{n1} = 20\%$ and $\rho_{n2} = 80\%$

For the link utilisation, it is found that FLAP gives the lowest link utilisation. In FLAP scheme, calls are limited with the same probability. Consequently, unnecessary call rejections occur while link capacity is sufficient to serve a new call without violating the desired γ_1 . The SDLAP scheme provides the better link utilisation because call admission is limited when the number of calls of type-1 traffic in the system is more than the threshold according to V_1 in (8). It means that calls are rejected by LAP when number of type-1 connections is higher than V_1 . However, this condition does not give the maximum link utilisation because the threshold depends only on the number of type-1 connections. This condition does not imply that the new call is always rejected when the link capacity is highly occupied. According to (12), threshold of ODLAP scheme depends on link occupancy. Therefore, the ODLAP scheme gives a superior link utilisation. The robustness also appears if we look at the rate of change of link utilisation among the different traffic scenarios. The result suggests that ODLAP scheme can always give a

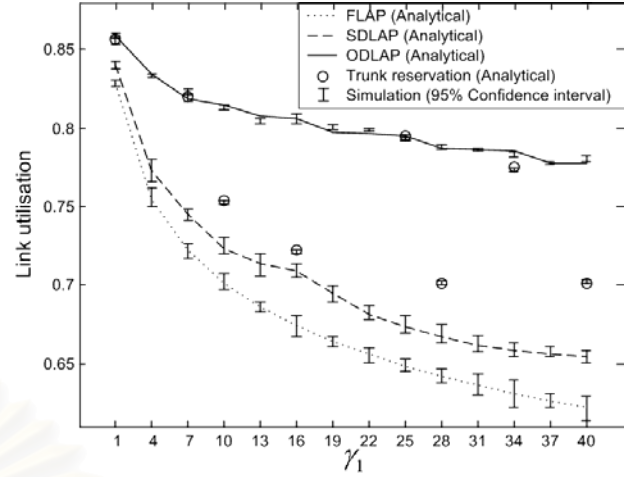


Figure 6. Link utilisation with $\rho_{n1} = 80\%$ and $\rho_{n2} = 20\%$

good link utilisation in any blocking probability ratio and load. On the other hand, the link utilisation of FLAP and SDLAP scheme decreases rapidly in some load condition. However, in terms of computational complexity, FLAP is more attractive.

According to the results illustrated in Figures 4–6, for trunk reservation, the number of feasible values of γ_1 is limited; only certain values of γ_1 are achievable. For example, in case of $\rho_{n1} = 50\%$ and $\rho_{n2} = 50\%$, there are only a total of 10 achievable values of γ_1 over the range of $\gamma_1 = 1$ to 4, namely $\gamma_1 = 1, 1.6, 1.8, 2.2, 2.6, 2.8, 3.2, 3.4, 3.8$ and 4. This is as opposed to other proposed schemes where virtually any arbitrary value of γ_1 can be obtained over the same range. These results clearly confirm the controllability limit of existing CAC schemes which are based on hard-decision control mechanism. In addition, the relations of the link utilisation and the γ_1 of the trunk reservation appear rather unpredictable. Some values of γ_1 offer high levels of link utilisation whereas others may perform poorly. There clearly exists a wide range of link utilisation levels for different operating points of γ_1 . It is also difficult to predict whether the link utilisation of the trunk reservation will be good or bad given a particular value of γ_1 . This is in contrast to the other proposed schemes where the link utilisations tend to decrease monotonically as a function of γ_1 . As a result, one may make decent and reasonable accurate estimates of the link utilisation for a given value of γ_1 from the existing results in Figures 4–6.

5. Conclusion

In this paper, three CAC schemes have been proposed by using limited access probability, namely Fixed Limited Access Probability (FLAP), State Dependent Limited Access Probability (SDLAP) and Occupancy Dependent Limited Access Probability (ODLAP). These CAC schemes give a higher flexibility in controls of call blocking than the previous schemes. The performance

evaluation have been studied and compared with the conventional trunk reservation via both analytical and simulation approaches. The reported experiments show that the CAC schemes using limited access probability give relatively superior performance, which is at least as good as that obtained from the conventional trunk reservation. Further, it is found that the performance of these CAC schemes are sorted from ODLAP, SDLAP to FLAP in the descending order. The link utilisation obtained from ODLAP increases more than 14% compared to that of FLAP and 11% compared to SDLAP. However, in terms of computational complexity, FLAP is more attractive.

References

- [1] R. Bolla F. Davoli and M. Marchese, "Bandwidth allocation and admission control in ATM networks with service separation," *IEEE Commun. Mag.*, May 1997, pp. 130–137
- [2] S. Jordan and H. Jiang, "Connection establishment in high-speed networks," *IEEE J. on Selected Areas in Commun.*, Vol. 13, No. 7, Sep. 1995, pp. 1150–1161.
- [3] A. Gersht and K. J. Lee, "Virtual-circuit load control in fast packet-switched broadband networks," *Proc. GLOBECOM'88*, 1988, pp. 214–220.
- [4] S. C. Borst and D. Mitra, "Virtual partitioning for robust resource sharing: computational techniques for heterogeneous traffic," *IEEE J. Selected Areas Commun.*, Vol. 16, Jun. 1998, pp. 668–678.
- [5] C. Aswakul and J. Barria, "Analysis of dynamic service separation with trunk reservation policy," *IEE Proc. Commun.*, Vol. 149, No. 1, Feb. 2002, pp. 23–28.
- [6] J. M. Akinpelu, "The overload performance of engineered networks with nonhierarchical and hierarchical routing," *AT & T Bell Lab. Tech. J.*, vol. 63, no. 7, Sep. 1984.
- [7] R. Guérin, H. Ahmadi and M. Naghshineh, "Equivalent capacity and its application to bandwidth allocation in high-speed networks," *IEEE J. Selected Areas Commun.*, Vol. SAC-9, Sep. 1991, pp. 968–981.
- [8] A. Elwalid and D. Mitra, "Effective bandwidth of general Markovian traffic sources and admission control of high speed networks," *Proc. INFOCOM '93*, Vol. 1 Mar. 1993, pp. 256–265.
- [9] E. Gelenbe, X. Mang and R. Onvural, "Bandwidth allocation and call admission control in high-speed networks," *IEEE Commun. Mag.*, Vol. 35, May 1997, pp. 122–129.
- [10] A. Szlavik, G. Seres, J. Zatoryi and J. Biro, "On the applicability of the on-off type approximation of the effective bandwidth function," *IEEE International Conference on ICC'03*, Vol. 1, 2003, pp. 183–187.
- [11] K. W. Ross, *Multiservice loss models for broadband telecommunications networks*, London: Springer-Verlag, 1995.
- [12] F. P. Kelly, *Reversibility and stochastic networks*, Chichester: Wiley, 1979.

ประวัติผู้เขียนวิทยานิพนธ์

อัครเดช บุคคลประเสริฐ เกิดเมื่อวันที่ 22 กรกฎาคม พ.ศ. 2521 ที่กรุงเทพมหานคร สำเร็จการศึกษา ชั้นมัธยมศึกษาจากโรงเรียนเบญจมราชานุสรณ์ ในปี พ.ศ. 2540 จากนั้นได้เข้าศึกษาต่อที่คณะวิศวกรรมศาสตร์ ภาควิชาวิศวกรรมไฟฟ้า มหาวิทยาลัยเกษตรศาสตร์ จนสำเร็จหลักสูตรวิศวกรรมศาสตรบัณฑิตในปี พ.ศ. 2544 จากนั้นได้เข้าศึกษาต่อในหลักสูตรวิศวกรรมศาสตรมหาบัณฑิต ณ จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย จนสำเร็จการศึกษาในปี พ.ศ. 2547



สถาบันวิทยบริการ
จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย