

การออกแบบโครงข่าย WDM ที่สามารถจัดสรรเส้นทางใหม่เมื่อมีความเสียหายหนึ่งข่ายเชื่อมโยง

นายเจริญชัย บวรธรรมรัตน์



วิทยานิพนธ์นี้เป็นส่วนหนึ่งของการศึกษาตามหลักสูตรปริญญาวิศวกรรมศาสตรมหาบัณฑิต

สาขาวิชาวิศวกรรมไฟฟ้า ภาควิชาวิศวกรรมไฟฟ้า

คณะวิศวกรรมศาสตร์ จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย

ปีการศึกษา 2542

ISBN 974-333-790-3

ลิขสิทธิ์ของจุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย

DESIGN OF WDM NETWORKS WITH SINGLE LINK FAILURE PATH RESTORATION



Mr. Charoenchai Boworntummarat



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

Department of Electrical Engineering

Faculty of Engineering

Chulalongkorn University

Academic Year 1999

ISDN 974-333-790-3

หัวข้อวิทยานิพนธ์ การออกแบบโครงข่าย WDM ที่สามารถจัดสรรเส้นทางใหม่เมื่อมี

ความเสียหายหนึ่งสายเชื่อมโยง

โดย นายเจริญชัย บวรธรรมรัตน์

ภาควิชา วิศวกรรมไฟฟ้า

อาจารย์ที่ปรึกษา อาจารย์ ดร.ลัญฉกร วุฒิสิริฤกษ์กิจ

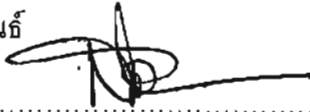
คณะวิศวกรรมศาสตร์ จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย อนุมัติให้หัวข้อวิทยานิพนธ์ฉบับนี้เป็นส่วน
หนึ่งของการศึกษาตามหลักสูตรปริญญาวิทยาศาสตรบัณฑิต



คณบดีคณะวิศวกรรมศาสตร์

(ศาสตราจารย์ ดร.สมศักดิ์ ปัญญาแก้ว)

คณะกรรมการสอบวิทยานิพนธ์



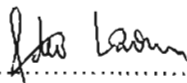
ประธานกรรมการ

(รองศาสตราจารย์ ดร.สมชาย จิตะพันธ์กุล)



อาจารย์ที่ปรึกษา

(อาจารย์ ดร.ลัญฉกร วุฒิสิริฤกษ์กิจ)



กรรมการ

(อาจารย์สุวิทย์ นาคพีระยุทธ)

เจริญชัย บวรธรรมรัตน์ : การออกแบบโครงข่าย WDM ที่สามารถจัดสรรเส้นทางใหม่เมื่อมีความเสียหายหนึ่งข่ายเชื่อมโยง (DESIGN OF WDM NETWORKS WITH SINGLE LINK FAILURE PATH RESTORATION) อ. ที่ปรึกษา : ดร.ลัญฉกร วุฒิสัทธาภักดิ์, 101 หน้า ISBN 974-333-790-3

วิทยานิพนธ์ฉบับนี้ ศึกษาวิธีการจัดสรรเส้นทางและความยาวคลื่นให้แก่โครงข่าย WDM ที่สามารถจัดสรรเส้นทางใหม่ได้เมื่อข่ายเชื่อมโยงหนึ่งข่ายได้รับความเสียหาย ด้วยวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบต้นทุนต่ำสุด (minimal cost approach, MC) แบบบนพื้นฐานข่ายเชื่อมโยงเดี่ยว (single link basis approach, SLB) และแบบไม่ซ้ำเส้นทางเดิม (disjoint path approach, DJP) วัตถุประสงค์ของการศึกษาคือพิจารณาและเปรียบเทียบต้นทุนที่ต้องจัดสรรเพิ่มให้กับโครงข่าย เพื่อให้โครงข่ายสามารถจัดสรรเส้นทางใหม่ได้เมื่อข่ายเชื่อมโยงหนึ่งข่ายได้รับความเสียหาย โดยต้นทุนที่จัดสรรเพิ่มให้กับโครงข่ายนั้นจะพิจารณาตามวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แต่วิธีที่ได้กล่าวไว้ รวมทั้งจะเปรียบเทียบระหว่างวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แต่ละวิธีในด้านของความง่ายในการจัดการควบคุมโครงข่ายและความเป็นไปได้ในทางปฏิบัติ นอกจากนี้ วิทยานิพนธ์นี้ยังมีวัตถุประสงค์เพื่อวิเคราะห์อิทธิพลของอุปกรณ์แปลงผันความยาวคลื่น และจำนวนความยาวคลื่นสูงสุดที่สามารถมัลติเพล็กซ์ได้ในเส้นใยแก้วนำแสงหนึ่งเส้นว่ามีผลอย่างไรต่อต้นทุนโครงข่าย ในวิทยานิพนธ์นี้ Integer Linear Programming (ILP) จะถูกใช้เป็นเทคนิคในการสร้างแบบจำลองทางคณิตศาสตร์เพื่อหาต้นทุนที่วิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แต่ละวิธีต้องการ แต่เนื่องจากแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ใช้เวลาในการคำนวณผลเฉลยค่อนข้างนานแม้ว่าโครงข่ายนั้นจะเป็นโครงข่ายขนาดเล็ก ดังนั้น ในวิทยานิพนธ์นี้จึงได้ออกแบบและพัฒนาอัลกอริทึมของวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แต่ละวิธีเพื่อให้สามารถใช้หาต้นทุนของโครงข่ายที่มีขนาดใหญ่ได้ และท้ายสุด วิทยานิพนธ์นี้ ยังได้พัฒนาวิธีการหาค่าขอบเขตล่างของต้นทุนโครงข่าย เพื่อประโยชน์ในการประมาณต้นทุนโครงข่าย

จากการวิเคราะห์ผลเฉลยสามารถสรุปได้ว่า วิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ MC ต้องการต้นทุนที่ต้องจัดสรรให้กับโครงข่ายต่ำสุด แต่อย่างไรก็ตาม วิธีการนี้ไม่เหมาะสมกับการใช้งานทางปฏิบัติ เพราะวิธีการนี้มีความซับซ้อนในการจัดการและควบคุมโครงข่ายค่อนข้างสูง ซึ่งวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่ที่น่าจะเหมาะสมกับทางปฏิบัติมากกว่าวิธี MC คือวิธี SLB ทั้งนี้เนื่องจากวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ SLB ให้ต้นทุนโครงข่ายที่ต่ำใกล้เคียงกับวิธี MC แต่ความซับซ้อนทางด้านการจัดการควบคุมโครงข่ายของวิธีการนี้น้อยกว่าวิธี MC ส่วนวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่ที่ต้องการต้นทุนในการสร้างโครงข่ายสูงสุดคือ วิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ DJP แต่อย่างไรก็ตาม วิธีการนี้มีข้อดีที่อีกสองวิธีไม่มี คือโดยธรรมชาติของวิธี DJP สามารถป้องกันโหนดของโครงข่ายเสียหายได้ นอกเหนือจากป้องกันข่ายเชื่อมโยงเสียหาย

ภาควิชา.....วิศวกรรมไฟฟ้า
สาขาวิชา.....วิศวกรรมไฟฟ้า
ปีการศึกษา..... ๒๕๔๓

ลายมือชื่อนิสิต..... เจริญชัย บวรธรรมรัตน์
ลายมืออาจารย์ที่ปรึกษา..... ลัญฉกร วุฒิสัทธาภักดิ์

4170264021 : MAJOR ELECTRICAL ENGINEERING

KEY WORD: Restoration / WDM / MC / SLB / DJP

CHAROENCHAI BOWORNTUMMARAT : DESIGN OF WDM NETWORKS WITH SINGLE LINK FAILURE PATH RESTORATION. THESIS ADVISOR : LUNCHAKORN WUTTISITTIKULKIJ ,Ph.D. 101 pp. ISDN 974-333-790-3

This thesis studied three optical path restoration approaches against all single link failures for wavelength division multiplexed (WDM) mesh networks, namely, minimal cost (MC), single link basis (SLB) and disjoint path approaches (DJP). Key aspects that are taken into consideration and comparison of the designs include a spare capacity requirement, ease of operation and practical feasibility. Moreover, in this thesis, the influence of wavelength conversion and the number of wavelengths multiplexed in a fiber on the system designs are also analyzed. The mathematical models based on integer linear programming (ILP) are used as a solution technique for obtaining the total capacity requirement of each studied restoration strategy. Since the ILP formulations are computational expensive even for the small size networks, three heuristic algorithms have been developed to perform wavelength allocation in large-scale networks. Finally, in this thesis, a lower bound on the network cost is discussed.

Based on the simulation results, the minimal cost approach can accomplish the lowest extra cost requirement for protection, but this approach is considered not appropriate for practical applications due to complicated restoration and management. The single link basis scheme is on the other hand more practical and very cost efficient. For the disjoint path technique, the cost for spare capacity is generally greater than that of the single link basis scheme. Its main advantages lie in the simple re-configuration and inherent protection against node failure for in-transit traffic.

ภาควิชา.....วิศวกรรมไฟฟ้า
สาขาวิชา.....วิศวกรรมไฟฟ้า
ปีการศึกษา.....๒๕๔๖

ลายมือชื่อผู้ขอรับ..... ชาญชัย บอรรถนตุมมารัต
ลายมืออาจารย์ที่ปรึกษา..... ลุงคุณ วัฒนสิทธิ์ วัฒนกุล



กิตติกรรมประกาศ

วิทยานิพนธ์ฉบับนี้สามารถสำเร็จลุล่วงไปได้ด้วยดี ด้วยความช่วยเหลืออย่างดียิ่งของ ดร.ลัญจกร วุฒิสัทธาภักดิ์ อาจารย์ที่ปรึกษา ซึ่งได้ให้คำแนะนำและข้อคิดเห็นต่างๆในการทำวิจัย รวมทั้งเพื่อนๆ ในห้องปฏิบัติการวิศวกรรมไฟฟ้าสื่อสาร ชั้น 5 ศึกษานิพนธ์วิศวกรรมไฟฟ้า ทุกท่าน โดยเฉพาะเพื่อนๆ ในกลุ่มงานวิจัยเรื่องเดียวกัน ที่ให้คำแนะนำและข้อคิดที่ดีมาโดยตลอด

ท้ายนี้ ผู้วิจัยใคร่ขอกราบขอบพระคุณ บิดามารดา และทุกๆ ท่านในครอบครัวของผู้วิจัย ที่ให้ความสนับสนุนทางการเงินและให้กำลังใจแก่ผู้วิจัยตลอดมาจนสามารถสำเร็จการศึกษา

เจริญชัย บวรธรรมรัตน์

สารบัญ

	หน้า
บทคัดย่อภาษาไทย	ง
บทคัดย่อภาษาอังกฤษ	จ
กิตติกรรมประกาศ	ฉ
สารบัญ	ช
สารบัญตาราง	ญ
สารบัญรูป	ฐ
คำอธิบายสัญลักษณ์และคำย่อ	ฒ
บทที่	
1 บทนำ	1
1.1 ความเป็นมาและความสำคัญของปัญหา	1
1.2 วัตถุประสงค์	4
1.3 เป้าหมายและขอบเขตของวิทยานิพนธ์	5
1.4 ขั้นตอนและวิธีการดำเนินงาน	5
1.5 ประโยชน์ที่คาดว่าจะได้รับ	7
2 วิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่เมื่อหนึ่งชายเชื่อมโยงได้รับความเสียหาย	8
2.1 ประเภทของวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่เมื่อหนึ่งชายเชื่อมโยง ได้รับความเสียหาย	8
2.2 วิธีต้นทุนต่ำสุด	12
2.3 วิธีไม่ซ้ำเส้นทางเดิม	13
2.4 วิธีบนพื้นฐานชายเชื่อมโยงเดียว	14

สารบัญ(ต่อ)

บทที่		หน้า
3	แบบจำลองทางคณิตศาสตร์	17
3.1	แบบจำลองของโครงข่าย	17
3.2	แบบจำลองทางคณิตศาสตร์ที่ใช้หาจำนวนเส้นใยแก้วนำแสงทั้งหมดที่โครงข่ายต้องการ.....	18
3.2.1	Optimized spare fiber assignment	20
3.2.2	Jointly optimized working and spare fiber assignment.....	23
3.5	แบบจำลองทางคณิตศาสตร์ที่ใช้หาค่าขอบเขตล่างของต้นทุนโครงข่าย	29
3.4	ผลเฉลยและการวิเคราะห์ผลเฉลย	31
3.4.1	ผลเฉลยและผลการวิเคราะห์ผลเฉลยจากแบบจำลองทางคณิตศาสตร์	31
3.4.1.1	การวิเคราะห์ผลเฉลยและความซับซ้อนของวิธี optimized spare fiber assignment	32
3.4.1.2	การวิเคราะห์ผลเฉลยและความซับซ้อนของวิธี Jointly optimized working and spare fiber assignment ...	44
3.4.2	ผลการวิเคราะห์แบบจำลองทางคณิตศาสตร์ที่ใช้หาค่าขอบเขตล่างของต้นทุนโครงข่าย	48
3.4.3	เวลาการคำนวณหาผลเฉลยของแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ที่ใช้หาค่าขอบเขตล่างของต้นทุนโครงข่าย	51

สารบัญ(ต่อ)

บทที่	หน้า
4 Heuristic อัลกอริทึม	53
4.1 อัลกอริทึมในการออกแบบการจัดสรรเส้นทางและความยาวคลื่น	53
4.1.1 อัลกอริทึมการจัดสรรเส้นทาง	54
4.1.2 อัลกอริทึมการจัดสรรความยาวคลื่นให้กับเส้นทาง	55
4.2 อัลกอริทึมการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ MC	56
4.3 อัลกอริทึมการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ DJP	58
4.4 อัลกอริทึมการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ SLB	59
4.5 ผลเฉลยและการวิเคราะห์ผลเฉลย	61
4.5.1 ผลวิเคราะห์การเปรียบเทียบผลเฉลยจาก แบบจำลองทางคณิตศาสตร์กับวิธีการ heuristic	61
4.5.2 ผลการเปรียบเทียบระหว่างต้นทุนของแต่ละวิธีการจัดสรร เส้นทางใหม่ที่หาจากวิธีการ heuristic	64
4.5.3 ผลของอุปกรณ์แปลงผันความยาวคลื่นที่มีต่อต้นทุนโครงข่าย	69
4.5.4 ผลของค่า connectivity และค่าระยะทางเฉลี่ยของ เส้นทางที่สั้นที่สุดของโครงข่าย	72
5 บทสรุปและข้อเสนอแนะ	79
5.1 บทสรุป	79
5.2 ข้อเสนอแนะ	82
รายการอ้างอิง	84
ภาคผนวก	87
ประวัติผู้วิจัย	101

สารบัญตาราง

		หน้า
ตารางที่ 3.1	ตัวอย่างของแต่ละวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่	27
ตารางที่ 3.2	พารามิเตอร์และตัวแปรที่จะต้องกำหนดให้และที่เป็นผลเฉลยของแบบจำลองทางคณิตศาสตร์	27
ตารางที่ 3.3	จำนวนตัวแปร (number of variables, N_v) และจำนวน constraint (number of constraints, N_c) ของแบบจำลอง, \bar{c} เป็นค่าเฉลี่ยความยาวของเส้นทางที่เป็น active path ทั้งหมดในโครงข่ายโดยนับจากจำนวนชายเชื่อมโยงที่เส้นทางวิ่งผ่านและสมมติให้จำนวน restoration path ของแต่ละคูโนดและแต่ละเหตุการณ์ที่ชายเชื่อมโยงเสียหายมีค่าเท่ากัน	28
ตารางที่ 3.4	จำนวน constraint (N_c) และจำนวนตัวแปร (N_v) ที่ใช้สร้างแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ของโครงข่าย SN_7L (n) กรณีโครงข่ายไม่สามารถแก้ไขปัญหาหนึ่งชายเชื่อมโยงเสียหายได้ (without restoration case) (ข) และ(ค) กรณีโครงข่ายสามารถจัดสรรเส้นทางใหม่ได้เมื่อหนึ่งชายเชื่อมโยงได้รับความเสียหายของโครงข่าย VWP และ WP ตามลำดับ	33
ตารางที่ 3.5	เวลาที่ใช้ในการคำนวณหาผลเฉลย (run time) ของแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ของโครงข่าย SN_7L (n) กรณีโครงข่ายไม่สามารถแก้ไขปัญหาหนึ่งชายเชื่อมโยงเสียหายได้ (without restoration case) (ข) และ (ค) กรณีโครงข่ายสามารถจัดสรรเส้นทางใหม่ได้เมื่อหนึ่งชายเชื่อมโยงได้รับความเสียหายของโครงข่าย VWP และ WP ตามลำดับ	33
ตารางที่ 3.6	จำนวนเส้นใยแก้วนำแสงทั้งหมดที่ของโครงข่าย SN_7L ต้องการ (n) กรณีโครงข่ายไม่สามารถแก้ไขปัญหาหนึ่งชายเชื่อมโยงเสียหายได้ (without restoration case) (ข) และ(ค) กรณีโครงข่ายสามารถจัดสรรเส้นทางใหม่ได้เมื่อหนึ่งชายเชื่อมโยงได้รับความเสียหายของโครงข่าย VWP และ WP ตามลำดับ	34

สารบัญตาราง(ต่อ)

	หน้า	
ตารางที่ 3.7	จำนวน constraint (N_c) และจำนวนตัวแปร (N_v) ที่ใช้สร้างแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ของโครงข่าย 8N_13L (ก) กรณีโครงข่ายไม่สามารถแก้ไขปัญหาหนึ่งข่ายเชื่อมโยงเสียหายได้ (without restoration case) (ข) และ(ค) กรณีโครงข่ายสามารถจัดสรรเส้นทางใหม่ได้เมื่อนีงข่ายเชื่อมโยงได้รับความเสียหายของโครงข่าย VWP และ WP ตามลำดับ	36
ตารางที่ 3.8	เวลาที่ใช้ในการคำนวณหาผลเฉลย (run time) ของแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ของโครงข่าย 8N_13L (ก) กรณีโครงข่ายไม่สามารถแก้ไขปัญหาหนึ่งข่ายเชื่อมโยงเสียหายได้ (without restoration case) (ข) และ(ค) กรณีโครงข่ายสามารถจัดสรรเส้นทางใหม่ได้เมื่อนีงข่ายเชื่อมโยงได้รับความเสียหายของโครงข่าย VWP และ WP ตามลำดับ; * หมายถึง ผลเฉลยที่เหมาะสมไม่สามารถคำนวณหาได้ภายในหนึ่งวัน ดังนั้น จึงใช้ผลเฉลยที่ดีที่สุดที่โปรแกรม CPLEX หาได้ภายในหนึ่งวัน	37
ตารางที่ 3.9	จำนวนเส้นใยแก้วนำแสงทั้งหมดที่ของโครงข่าย 8N_13L ต้องการ (ก) กรณีโครงข่ายไม่สามารถแก้ไขปัญหาหนึ่งข่ายเชื่อมโยงเสียหายได้ (without restoration case) (ข) และ(ค) กรณีโครงข่ายสามารถจัดสรรเส้นทางใหม่ได้เมื่อนีงข่ายเชื่อมโยงได้รับความเสียหายของโครงข่าย VWP และ WP ตามลำดับ	38
ตารางที่ 3.10	การเปรียบเทียบในแง่ของต้นทุนโครงข่าย (network cost) และเวลาที่ใช้ในการคำนวณหาผลเฉลย (run time) ระหว่างแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ที่ใช้หาค่าขอบเขตล่างของต้นทุนโครงข่ายกับแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ของวิธี MC, Bound คือแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ที่ใช้หาค่าขอบเขตล่างของต้นทุนโครงข่าย และ ILP คือแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ของวิธี MC, * หมายถึง โปรแกรม CPLEX ไม่สามารถหาผลเฉลยที่เหมาะสมที่สุดได้ภายในเวลา 3 ชั่วโมง ดังนั้น จึงใช้ผลเฉลยที่ดีที่สุดที่โปรแกรมหาได้ภายในเวลาดังกล่าว	49

สารบัญตาราง(ต่อ)

	หน้า	
ตารางที่ 4.1	ผลการเปรียบเทียบจำนวนเส้นใยแก้วนำแสงทั้งหมดที่โครงข่าย SN_7L ต้องการ ที่หาจากแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ (ILP) กับที่หาจากอัลกอริทึมที่ออกแบบไว้ (Heu) (ก) กรณีโครงข่ายไม่สามารถจัดสรรเส้นทางใหม่ได้ (without restoration) (ข) และ(ค) กรณีโครงข่ายสามารถจัดสรรเส้นทางใหม่ได้เมื่อนิ่งข่ายเชื่อมโยงได้รับความเสียหาย ด้วยวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ MC SLB และ DJP ของโครงข่ายประเภท VWP และ WP ตามลำดับ	62
ตารางที่ 4.2	เปอร์เซ็นต์ต้นทุนเพิ่มเพื่อสร้างโครงข่ายที่สามารถแก้ไขปัญหานิ่งข่ายเชื่อมโยงเสียหาย โดยผลเฉลี่ยที่แสดงในตารางแยกตามค่า connectivity (C) และ ค่าระยะทางเฉลี่ยของเส้นทางที่สั้นที่สุดของทุกๆ โหนดของโครงข่าย (average distance of shortest paths, d_{avg})	76

สารบัญรูป

		หน้า
รูปที่ 1.1	Optical cross connect (OXC) (ก) มีอุปกรณ์แปลงผันความยาวคลื่น (ข) ไม่มีอุปกรณ์แปลงผันความยาวคลื่น. WD, wavelength multiplexer; WM, wavelength multiplexer; WC, wavelength converter	2
รูปที่ 1.2	ความแตกต่างระหว่างโครงข่ายประเภท WP กับ VWP	3
รูปที่ 2.1	ประเภทของวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่เมื่อหนึ่งข่ายเชื่อมโยงได้รับความเสียหาย	8
รูปที่ 2.2	Path restoration และ Link restoration	9
รูปที่ 2.3	ตัวอย่างอธิบาย shared path restoration approach และ dedicated path restoration approach	10
รูปที่ 2.4	ความแตกต่างระหว่างวิธี MC กับวิธี Path restoration แบบต่างๆไป	13
รูปที่ 2.5	ความแตกต่างระหว่างวิธี SLB กับ DJP	15
รูปที่ 3.1	ตัวแปรและพารามิเตอร์ที่ใช้ในแบบจำลองทางคณิตศาสตร์	20
รูปที่ 3.2	ตัวอย่างอธิบายการสร้าง constraint ของแบบจำลองการหาขอบเขตล่างของต้นทุนโครงข่าย	30
รูปที่ 3.3	โครงข่ายที่ใช้ในการวิเคราะห์ (ก) โครงข่าย 5N_7L (ข) โครงข่าย 8N_13L	31
รูปที่ 3.4	เวลาการหาค่าขอบเขตล่างต้นทุนโครงข่ายของแบบจำลองทางคณิตศาสตร์	52
รูปที่ 4.1	ผังงานของ Path accommodation design algorithm	55
รูปที่ 4.2	ผังงานของ Wavelength assignment algorithm	56
รูปที่ 4.3	ผังงานของ MC heuristic algorithm	58
รูปที่ 4.4	ผังงานของ DJP heuristic algorithm	59
รูปที่ 4.5	ผังงานของ SLB heuristic algorithm	61
รูปที่ 4.6	Physical topology ของโครงข่าย EON	64

สารบัญรูป(ต่อ)

	หน้า	
รูปที่ 4.7	กราฟความสัมพันธ์ระหว่างต้นทุนโครงข่าย (network cost) กับ traffic volume	66
รูปที่ 4.8	กราฟความสัมพันธ์ระหว่างผลเฉลยแบบต่างๆ ของโครงข่าย EON กับ จำนวนความยาวคลื่นสูงสุดต่อเส้นใยแก้วนำแสง (M) (ก) กราฟความสัมพันธ์ระหว่างต้นทุนโครงข่ายกับค่า M (ข) กราฟความสัมพันธ์ระหว่างจำนวนเส้นใยแก้วนำแสงทั้งหมดที่โครงข่ายต้องการกับค่า M	68
รูปที่ 4.9:	กราฟแสดงความสัมพันธ์ระหว่างอัตราส่วนต้นทุนโครงข่ายประเภท WWP ต่อต้นทุนโครงข่ายประเภท WWP (WP/WWP cost ratio) กับจำนวนความยาวคลื่นสูงสุดที่สามารถผลิตเพลกซ์ได้ในเส้นใยแก้วนำแสง (M)	70
รูปที่ 4.10	กราฟความสัมพันธ์ระหว่างต้นทุนที่จะต้องเพิ่มเพื่อให้โครงข่ายสามารถแก้ไขปัญหานึงข่ายเชื่อมโยงเสียหายได้ (spare network cost) กับค่า normalized connectivity (C_n)	74
รูปที่ 4.11	โครงข่ายที่มีค่า connectivity (C) เท่ากัน แต่มีค่าระยะทางเฉลี่ยของเส้นทางที่สั้นที่สุดของทุกๆ โหนดของโครงข่าย (average distance of shortest paths, d_{avg}) ไม่เท่ากัน	77

คำอธิบายสัญลักษณ์และคำย่อ

C	ค่า connectivity ของโครงข่าย ซึ่งในวิทยานิพนธ์นี้ ได้นิยามค่า connectivity คือค่าเฉลี่ยของจำนวนข่ายเชื่อมโยงที่ติดกับโหนดของโครงข่าย
C_n	ค่า normalized connectivity เป็น ค่า connectivity ของโครงข่าย ที่ถูกหารโดยค่า connectivity สูงสุดของโครงข่ายที่มีจำนวนโหนดเท่ากัน
d_{avg}	ค่าระยะทางเฉลี่ยของเส้นทางที่สั้นที่สุดของทุกๆ โหนดของโครงข่าย (average distance of shortest paths)
DJP	วิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบไม่ซ้ำเส้นทางเดิม (disjoint path approach)
EON	โครงข่าย European Optical Network
ILP	Integer Linear Programming
JDJP	แบบจำลองทางคณิตศาสตร์ของวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบไม่ซ้ำเส้นทางเดิม ที่ใช้วิธี optimized working and spare fiber assignment ในการสร้างแบบจำลอง
JSLB	แบบจำลองทางคณิตศาสตร์ของวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบบนพื้นฐานข่ายเชื่อมโยงเดียว ที่ใช้วิธี optimized working and spare fiber assignment ในการสร้างแบบจำลอง
L	จำนวนข่ายเชื่อมโยงทั้งหมดของโครงข่าย
$\bar{\ell}$	ค่าเฉลี่ยความยาวของเส้นทางที่เป็น active path ทั้งหมดในโครงข่ายโดยนับจากจำนวนข่ายเชื่อมโยงที่เส้นทางวิ่งผ่าน
M	จำนวนความยาวคลื่นสูงสุดที่สามารถมัลติเพล็กซ์ได้ในเส้นใยแก้วนำแสง
MC	วิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบต้นทุนต่ำสุด (minimal cost approach)
N	จำนวนโหนดของโครงข่าย
N_v	จำนวนตัวแปรทั้งหมดที่ใช้สร้างแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ (number of variables)

คำอธิบายสัญลักษณ์และคำย่อ(ต่อ)

N_c	จำนวน constraint หรือ จำนวนสมการ ทั้งหมดที่ใช้สร้างแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ (number of constraints)
5N_7L	โครงข่ายที่มีจำนวนโหนดทั้งหมด 5 โหนด และข่ายเชื่อมโยงทั้งหมดเท่ากับ 7 ข่ายเชื่อมโยง
8N_13L	โครงข่ายที่มีจำนวนโหนดทั้งหมด 8 โหนด และข่ายเชื่อมโยงทั้งหมดเท่ากับ 13 ข่ายเชื่อมโยง
OXC	Optical cross connect เป็นชื่อเรียกอุปกรณ์ทั้งหมดที่อยู่ในโหนดของโครงข่าย WDM
SLB	วิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบบนพื้นฐานข่ายเชื่อมโยงเดี่ยว (single link basis approach)
VWP	Virtual wavelength path เป็นโครงข่าย WDM ประเภทหนึ่งที่มีการติดตั้งอุปกรณ์แปลงผันความยาวคลื่น (wavelength converter) ที่โหนดของโครงข่าย
WP	Wavelength path เป็นโครงข่าย WDM ประเภทหนึ่งที่ไม่มีการติดตั้งอุปกรณ์แปลงผันความยาวคลื่นที่โหนดของโครงข่าย
WDM	Wavelength division multiplexing เป็นเทคนิคในการมัลติเพล็กซ์ของสัญญาณสื่อสารจำนวนหนึ่งลงไปในตัวกลางเดียวกัน ซึ่งตัวกลางที่ใช้ในโครงข่ายคือ เส้นใยแก้วนำแสง (optical fiber) โดยจะต้องกำหนดให้ช่องสัญญาณที่มัลติเพล็กซ์รวมกันมีค่าความยาวคลื่นที่แตกต่างกัน

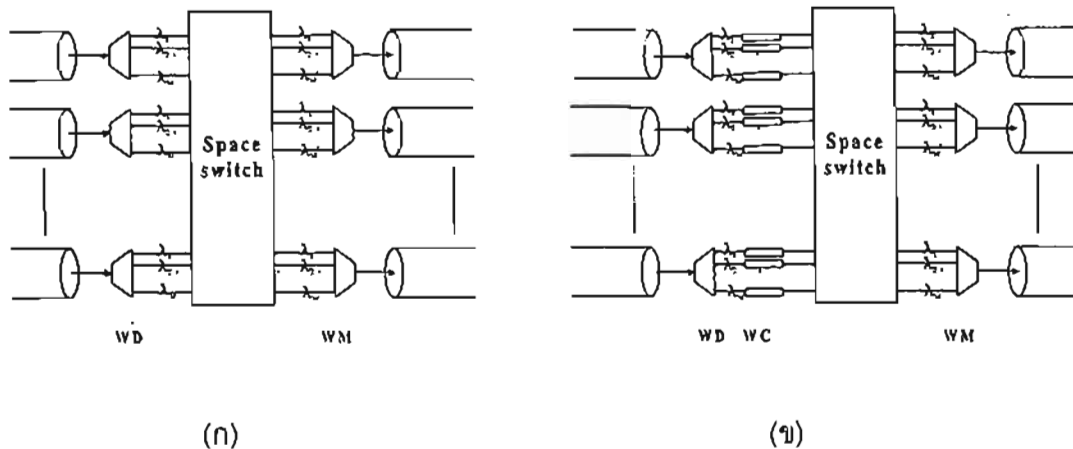


1.1 ความเป็นมาและความสำคัญของปัญหา

ปัจจุบันเทคโนโลยี Wavelength Division Multiplexing (WDM) [1-6] ได้รับความสนใจเพิ่มมากขึ้นในแง่ของการนำไปประยุกต์ใช้สร้างโครงข่ายความเร็วสูง (high speed network) [7,8] ที่สามารถส่งผ่านข้อมูลได้หลายประเภทพร้อมๆกัน เช่น ข้อมูลภาพหรือเสียง เป็นต้น ในโครงข่ายดังกล่าว ช่องสัญญาณสื่อสารจำนวนหนึ่งสามารถมัลติเพล็กซ์รวมกันเพื่อส่งผ่านไปในตัวกลางเดียวกันได้ ซึ่งตัวกลางที่ใช้ในโครงข่ายนี้คือ เส้นใยแก้วนำแสง (optical fiber) โดยจะต้องกำหนดให้ช่องสัญญาณที่มัลติเพล็กซ์รวมกันมีความยาวคลื่นที่แตกต่างกัน เพื่อป้องกันการรบกวนกันระหว่างช่องสัญญาณ (interference) ซึ่งปกติความเร็วของแต่ละช่องสัญญาณอยู่ในระดับ Gbit/s ดังนั้น ความเร็วรวมของข้อมูลที่ส่งผ่านในโครงข่ายประเภทนี้จึงสามารถสูงถึงระดับ Tbit/s ได้

โครงสร้างพื้นฐานของโครงข่าย WDM ประกอบด้วย โหนด (node) และ ข่ายเชื่อมโยง (link) โดยข่ายเชื่อมโยงทำหน้าที่ในการเชื่อมต่อระหว่างโหนดของโครงข่าย และทำหน้าที่เป็นตัวกลางในการส่งผ่านข้อมูลภายในโครงข่าย อุปกรณ์ภายในโหนดของโครงข่ายประกอบด้วย Wavelength Multiplexer, (WM), Wavelength Demultiplexer (WD) และ Space switch ที่ซึ่งทำหน้าที่ร่วมกันเป็นตัวกำหนดเส้นทางที่ใช้ในการส่งผ่านข้อมูลระหว่างโหนดต้นทางกับปลายทางของโครงข่าย โดยเรียกอุปกรณ์ทั้งหมดภายในโหนดของโครงข่ายว่า Optical cross connect (OXC) [9,10] ดังรูปที่ 1.1(ก) ซึ่งในบางโครงข่าย OXC อาจจะมีการติดตั้งอุปกรณ์แปลงผันความยาวคลื่น (Wavelength Converter, WC) เพิ่มเติม เพื่อทำหน้าที่ในการเปลี่ยนค่าความยาวคลื่นให้กับช่องสัญญาณสื่อสารที่วิ่งผ่านโหนดของโครงข่าย ดังรูปที่ 1.1(ข)

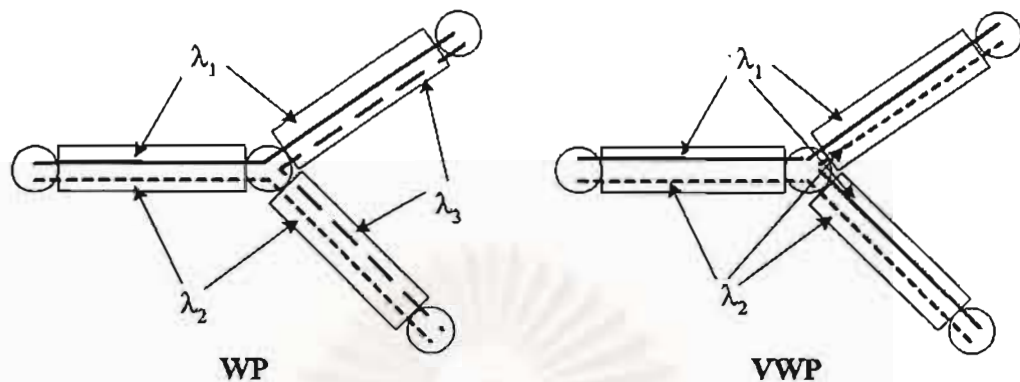
ในการติดต่อสื่อสารภายในโครงข่าย WDM โครงข่ายจะต้องมีการกำหนดเส้นทางที่ใช้เชื่อมต่อระหว่างโหนดต้นทางกับปลายทางของโครงข่ายที่ต้องการติดต่อสื่อสาร รวมทั้งจะต้องกำหนดค่าความยาวคลื่นให้กับเส้นทางที่ใช้เชื่อมต่อนั้นด้วย ซึ่งในโครงข่าย WDM จะเรียกเส้นทางที่โครงข่ายกำหนดให้นี้ว่า lightpath [11]. เนื่องจากสัญญาณที่ติดต่อระหว่างโหนดต้นทางกับปลายทางเป็นสัญญาณแสง (optical signal)



รูปที่ 1.1: Optical cross connect (OXC) (ก) มีอุปกรณ์แปลงผันความยาวคลื่น (ข) ไม่มี อุปกรณ์แปลงผันความยาวคลื่น WD, wavelength multiplexer; WM, wavelength multiplexer; WC, wavelength converter

โครงข่าย WDM สามารถแบ่งได้เป็น 2 ประเภท [12-14] ตามลักษณะของการจัดสรรเส้นทางและความยาวคลื่นให้กับโครงข่าย ดังที่ได้แสดงไว้ในรูปที่ 1.2

1. Wavelength Path (WP) หมายถึง ตลอดทั้งเส้นทางที่เชื่อมต่อในทิศทางกับปลายทางของโครงข่ายจะกำหนดค่าความยาวคลื่นให้กับเส้นทางได้เพียงค่าเดียวเท่านั้น ไม่สามารถเปลี่ยนค่าความยาวคลื่นได้เมื่อวิ่งผ่านโหนดของโครงข่าย ดังนั้นโครงข่ายประเภทนี้จึงไม่จำเป็นต้องมีการติดตั้งอุปกรณ์แปลงผันความยาวคลื่นที่ OXCs
2. Virtual Wavelength Path (VWP) หมายถึง เส้นทางที่เชื่อมต่อในทิศทางกับปลายทางของโครงข่ายสามารถเปลี่ยนค่าความยาวคลื่นได้เมื่อเส้นทางนั้นวิ่งผ่านโหนดของโครงข่าย ดังนั้น ในโครงข่ายประเภทนี้จึงจำเป็นต้องมีการติดตั้งอุปกรณ์แปลงผันความยาวคลื่นที่ OXCs เพื่อใช้ในการเปลี่ยนค่าความยาวคลื่นให้กับเส้นทางของโครงข่าย



รูปที่ 1.2: ความแตกต่างระหว่างโครงข่ายประเภท WP กับ VWP

เนื่องจาก โครงข่าย WDM เป็นโครงข่ายความเร็วสูง ดังนั้น ปัญหาสำคัญประการหนึ่งที่เกิดขึ้นกับโครงข่าย WDM คือ การที่บางส่วนของโครงข่ายได้รับความเสียหาย เช่น เกิดความเสียหายที่โหนดของโครงข่าย (node failure) หรือ เกิดความเสียหายที่สายเชื่อมโยงของโครงข่าย (link failure) ซึ่งความเสียหายที่ใดยกตัวอย่างจะเป็นสาเหตุให้ ข้อมูลที่ส่งผ่านในโครงข่ายเกิดการสูญหาย (loss) และส่งผลกระทบต่อผู้ใช้บริการโครงข่ายเป็นจำนวนมาก ดังนั้น ในการออกแบบโครงข่าย WDM จึงจำเป็นต้องมีการพิจารณาปัญหาที่เกิดขึ้นจากการที่บางส่วนของโครงข่ายได้รับความเสียหาย เพื่อหาวิธีการแก้ไขเมื่อเกิดเหตุการณ์ดังกล่าวขึ้นกับโครงข่าย ซึ่งในวิทยานิพนธ์นี้ได้เสนอวิธีการแก้ไขปัญหที่เกิดขึ้น โดยจะพิจารณาศึกษาเฉพาะวิธีการแก้ไขปัญหที่เกิดขึ้นจากหนึ่งสายเชื่อมโยงได้รับความเสียหาย (single link failure)

วิธีการแก้ไขปัญหามือหนึ่งสายเชื่อมโยงได้รับความเสียหาย คือ การจัดสรรเส้นทางใหม่ให้กับโครงข่าย (path restoration technique) กล่าวคือ เมื่อสายเชื่อมโยงได้รับความเสียหายไม่สามารถใช้งานได้ เส้นทางของโครงข่ายที่ซึ่งวิ่งผ่านสายเชื่อมโยงที่เสียหายจะต้องมีการเปลี่ยนไปใช้เส้นทางใหม่เพื่อหลีกเลี่ยงสายเชื่อมโยงที่เสียหาย ซึ่งเส้นทางที่โครงข่ายจัดสรรให้ใหม่นี้เรียกว่า restoration path เพราะฉะนั้น การแก้ไขปัญหโดยใช้วิธีการนี้จึงจำเป็นต้องมีการวางแผนโยกแคว้นแสงเพิ่มให้กับโครงข่ายเพื่อใช้รองรับ restoration path โดยเรียกเส้นโยกแคว้นแสงเพื่อแก้ไขปัญหานี้ว่า spare fiber และเนื่องจากมีการวางแผนโยกแคว้นแสงเพิ่มให้กับโครงข่าย

ดังนั้น ต้นทุนของโครงข่ายที่สามารถแก้ไขปัญหามือหนึ่งข่ายเชื่อมโยงได้รับความเสียหายจึงสูงกว่าต้นทุนของโครงข่ายที่ไม่ได้แก้ไขปัญหานี้

ในช่วงไม่กี่ปีที่ผ่านมา วิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่เมื่อหนึ่งข่ายเชื่อมโยงได้รับความเสียหายได้รับความสนใจจากนักวิจัยหลายๆ ท่าน เช่น [15-20] ได้เสนอวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่ไว้หลายวิธี และได้ทำการศึกษาเพื่อหาจำนวนความยาวคลื่นต่ำที่สุดที่โครงข่ายต้องการเพื่อแก้ปัญหาดังกล่าว โดยมีข้อสมมุติว่า ในแต่ละข่ายเชื่อมโยงจะมีเส้นใยแก้วนำแสงได้เพียงเส้นเดียวเท่านั้น แต่อย่างไรก็ตาม งานวิจัยของนักวิจัยเหล่านั้นอาจไม่เหมาะสมกับทางปฏิบัติ เนื่องจากข้อสมมุติที่กำหนดไว้แสดงนัยว่า จำนวนช่องสัญญาณที่สามารถมัลติเพล็กซ์ได้ในเส้นใยแก้วนำแสงของแต่ละข่ายเชื่อมโยงมีจำนวนเท่าใดก็ได้ไม่จำกัด ซึ่งข้อสมมุตินี้ขัดแย้งกับความเป็นจริงในทางปฏิบัติ เพราะในปัจจุบันจำนวนช่องสัญญาณที่สามารถมัลติเพล็กซ์ได้ในเส้นใยแก้วนำแสงยังคงมีจำนวนจำกัดอยู่ เพราะฉะนั้น จำนวนความยาวคลื่นต่ำที่สุดที่หาได้จึงไม่ใช่ตัวสะท้อนถึงต้นทุนของโครงข่ายที่ดี ดังนั้น วิทยานิพนธ์จึงได้ศึกษาวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่เมื่อหนึ่งข่ายเชื่อมโยงได้รับความเสียหาย เพื่อหาจำนวนเส้นใยแก้วนำแสงทั้งหมดที่โครงข่ายต้องการแทนการหาจำนวนความยาวคลื่นต่ำสุดที่โครงข่ายต้องการ โดยมีการพิจารณาถึงข้อจำกัดของจำนวนช่องสัญญาณที่สามารถมัลติเพล็กซ์ได้ในเส้นใยแก้วนำแสง ซึ่งจำนวนเส้นใยแก้วทั้งหมดที่โครงข่ายต้องการน่าจะเป็นตัวสะท้อนถึงต้นทุนโครงข่ายได้ดีกว่าจำนวนความยาวคลื่นต่ำสุดที่โครงข่ายต้องการ ซึ่งในวิทยานิพนธ์นี้ ได้นิยามต้นทุนของโครงข่าย (network cost) คือ ผลคูณของจำนวนเส้นใยแก้วนำแสงทั้งหมดที่โครงข่ายต้องการกับจำนวนความยาวคลื่นสูงสุดที่สามารถมัลติเพล็กซ์ได้ในเส้นใยแก้วนำแสง (M)

$$\text{Network cost} = \text{Total number of fiber requirement} \times M \quad (1.1)$$

1.2 วัตถุประสงค์

ศึกษาต้นทุนและทรัพยากรที่ต้องจัดสรรให้กับโครงข่าย WDM ที่สามารถจัดสรรเส้นทางได้ใหม่เมื่อมีความเสียหายหนึ่งข่ายเชื่อมโยง (ในวิทยานิพนธ์นี้ ทรัพยากรที่ต้องจัดสรรให้กับโครงข่ายคือ เส้นใยแก้วนำแสง) ด้วยเทคนิคการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบต้นทุนต่ำสุด (minimal cost technique) เทคนิคไม่ซ้ำเส้นทางเดิม (disjoint path technique) และเทคนิคบนพื้นฐานข่ายเชื่อมโยงเดี่ยว (single link basis technique) โดยศึกษาทั้งในกรณีโครงข่าย WDM มีและไม่มีอุปกรณ์แปลงผันความยาวคลื่น

1.3 เป้าหมายและขอบเขตของวิทยานิพนธ์

1. เสนอแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ (mathematics model) ที่ใช้ Integer Linear Programming (ILP) เป็นเทคนิคในการสร้างแบบจำลอง โดยมีวัตถุประสงค์เพื่อหาต้นทุนและทรัพยากรที่ต้องจัดสรรให้กับโครงข่ายที่สามารถจัดสรรเส้นทางใหม่ได้เมื่อมีหนึ่งข่ายเชื่อมโยงได้รับความเสียหาย ด้วยวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบต้นทุนต่ำสุดแบบไม่ซ้ำเส้นทางเดิม และแบบบนพื้นฐานข่ายเชื่อมโยงเดียว ทั้งในกรณีโครงข่ายมีและไม่มีอุปกรณ์แปลงผันความยาวคลื่น
2. ออกแบบอัลกอริทึมที่ใช้หาต้นทุนและทรัพยากรที่ต้องจัดสรรให้กับโครงข่าย WDM ที่สามารถจัดสรรเส้นทางใหม่ได้เมื่อมีความเสียหายหนึ่งข่ายเชื่อมโยง ด้วยวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบต้นทุนต่ำสุด และ วิธีไม่ซ้ำเส้นทางเดิม รวมทั้งพัฒนาอัลกอริทึมที่ใช้หาต้นทุนของโครงข่ายที่ใช้วิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบบนพื้นฐานข่ายเชื่อมโยงเดียว โดยวัตถุประสงค์ของการออกแบบและพัฒนาอัลกอริทึมของทั้ง 3 วิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่ คือ ให้สามารถหาต้นทุนของโครงข่ายที่มีขนาดใหญ่ได้
3. พัฒนาแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ที่ใช้ในการหาค่าขอบเขตล่างของต้นทุนโครงข่ายเพื่อประโยชน์ในการนำไปประยุกต์ใช้ในการประมาณต้นทุนโครงข่าย
4. ศึกษาผลดีและผลเสียในแง่ของต้นทุนและทรัพยากรที่ต้องจัดสรรให้กับโครงข่ายเมื่อโครงข่าย WDM มีการติดตั้งอุปกรณ์แปลงผันความยาวคลื่นที่โนดของโครงข่าย

1.4 ขั้นตอนและวิธีการดำเนินงาน

1. ศึกษาบทความทางวิชาการที่เกี่ยวข้องกับวิทยานิพนธ์
 - 1.1) ศึกษาบทความที่เกี่ยวข้องกับเทคโนโลยี WDM
 - 1.2) ศึกษาบทความที่เกี่ยวข้องกับการออกแบบจัดสรรเส้นทางใหม่เมื่อเกิดความเสียหายหนึ่งข่ายเชื่อมโยง

2. สร้างแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ (mathematics model) เพื่อหาต้นทุนและทรัพยากรที่ต้องจัดสรรให้กับโครงข่ายที่สามารถจัดสรรเส้นทางใหม่ได้เมื่อหนึ่งข่ายเชื่อมโยงได้รับความเสียหาย
 - 2.1) สร้างแบบจำลองทางคณิตศาสตร์เพื่อหาต้นทุนของโครงข่ายที่สามารถจัดสรรเส้นทางใหม่ได้ ด้วยวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบต้นทุนต่ำสุด วิธีไม่ซ้ำเส้นทางเดิม และวิธีบนพื้นฐานข่ายเชื่อมโยงเดียว ทั้งในกรณีโครงข่ายมีและไม่มีอุปกรณ์แปลงผันความยาวคลื่น
 - 2.2) ทดสอบผลเฉลยที่หาได้จากแบบจำลองที่เสนอไว้ในข้อ 2.1 ว่าให้ผลเฉลยที่ถูกต้องจริงหรือไม่ เพื่อนำไปใช้ในการปรับปรุงแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ให้สามารถหาต้นทุนที่โครงข่ายต้องการได้อย่างถูกต้อง
 - 2.3) ทดสอบแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ด้วยโครงข่ายและกราฟฟิกหลายๆ รูปแบบ และทำการวิเคราะห์ผล
 - 2.4) พัฒนาแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ที่ใช้ในการหาขอบเขตล่างของต้นทุนโครงข่าย
 - 2.5) เปรียบเทียบค่าขอบเขตล่างของต้นทุนโครงข่ายกับต้นทุนโครงข่ายที่หาจากแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ที่เสนอไว้ในหัวข้อ 2.1 และทำการวิเคราะห์ผล

3. ทดสอบและออกแบบ heuristic อัลกอริทึมของวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่เมื่อเกิดความเสียหายหนึ่งข่ายเชื่อมโยง
 - 3.1) ออกแบบและพัฒนาอัลกอริทึมที่ใช้หาต้นทุนของโครงข่ายที่สามารถจัดสรรเส้นทางใหม่ได้ ด้วยวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบต้นทุนต่ำสุด วิธีไม่ซ้ำเส้นทางเดิม และวิธีบนพื้นฐานข่ายเชื่อมโยงเดียว ทั้งในกรณีโครงข่ายมีและไม่มีอุปกรณ์แปลงผันความยาวคลื่น
 - 3.2) เปรียบเทียบผลเฉลยที่หาจากอัลกอริทึมที่ออกแบบไว้ในข้อ 3.1 กับผลเฉลยที่หาจากแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ ทั้งนี้เพื่อปรับปรุงประสิทธิภาพของอัลกอริทึม
 - 3.3) เปรียบเทียบต้นทุนโครงข่ายของแต่ละวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่ และทำการวิเคราะห์ผล

- 3.4) ทดสอบอัลกอริทึมด้วยโครงข่ายและกราฟฟิกหลายๆ รูปแบบ และทำการวิเคราะห์ผล
4. เปรียบเทียบระหว่างต้นทุนของโครงข่ายที่มีและไม่มีอุปกรณ์แปลงผันความยาวคลื่น และทำการวิเคราะห์ผลที่ได้จากการเปรียบเทียบ
5. รวบรวมและสรุปผลการวิจัย เพื่อเขียนวิทยานิพนธ์

1.5 ประโยชน์ที่คาดว่าจะได้รับ

1. สามารถสร้างแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ที่ใช้หาต้นทุนและทรัพยากรที่ต้องจัดสรรให้กับโครงข่าย WDM ที่สามารถจัดสรรเส้นทางใหม่ได้เมื่อมีความเสียหายหนึ่งข่ายเชื่อมโยง ด้วยวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบต้นทุนต่ำสุด แบบไม่ซ้ำเส้นทางเดิม และแบบบนพื้นฐานข่ายเชื่อมโยงเดียว ทั้งในกรณีโครงข่ายมีและไม่มีอุปกรณ์แปลงผันความยาวคลื่น
2. สามารถออกแบบอัลกอริทึมที่ใช้หาต้นทุนที่ต้องจัดสรรให้กับโครงข่าย WDM ที่สามารถจัดสรรเส้นทางใหม่ได้เมื่อมีความเสียหายหนึ่งข่ายเชื่อมโยง ด้วยวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบต้นทุนต่ำสุด แบบไม่ซ้ำเส้นทางเดิม และแบบบนพื้นฐานข่ายเชื่อมโยงเดียว ทั้งในกรณีที่โครงข่ายมีและไม่มีอุปกรณ์แปลงผันความยาวคลื่น
3. ทำให้ทราบถึงข้อดีข้อเสียของแต่ละวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่ เพื่อให้สามารถนำไปใช้ประกอบการพิจารณาออกแบบวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่ที่เหมาะสมให้กับโครงข่ายได้
4. ทำให้ทราบถึงประโยชน์ของการใช้อุปกรณ์แปลงผันความยาวคลื่น
5. สามารถนำเอาวิธีการหาค่าขอบเขตล่างของต้นทุนโครงข่าย มาประยุกต์ใช้ในการประมาณต้นทุนโครงข่าย เพื่อประโยชน์ในการออกแบบโครงข่าย

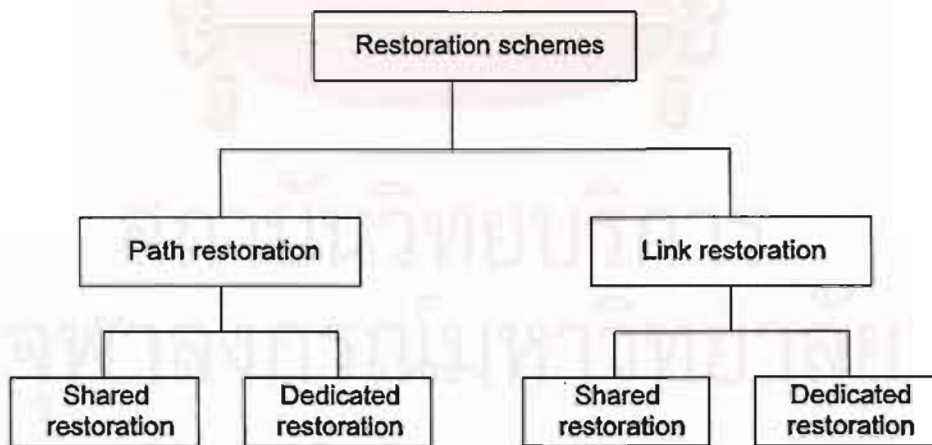
บทที่ 2

วิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่เมื่อหนึ่งข่ายเชื่อมโยงได้รับความเสียหาย (Single Link Failure Path Restoration Approaches)

บทนี้จะกล่าวถึงวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่เมื่อหนึ่งข่ายเชื่อมโยงได้รับความเสียหาย ที่นักวิจัยหลายๆ ท่านได้เสนอไว้ในบทความทางวิชาการ รวมทั้งจะกล่าวถึงวิธีการที่จัดสรรเส้นทางใหม่แบบต้นทุนต่ำสุด แบบไม่ซ้ำเส้นทางเดิม และแบบบนพื้นฐานข่ายเชื่อมโยงเดี่ยว ที่วิทยานิพนธ์นี้จะใช้ทำการศึกษาและวิเคราะห์ในบทต่อไป

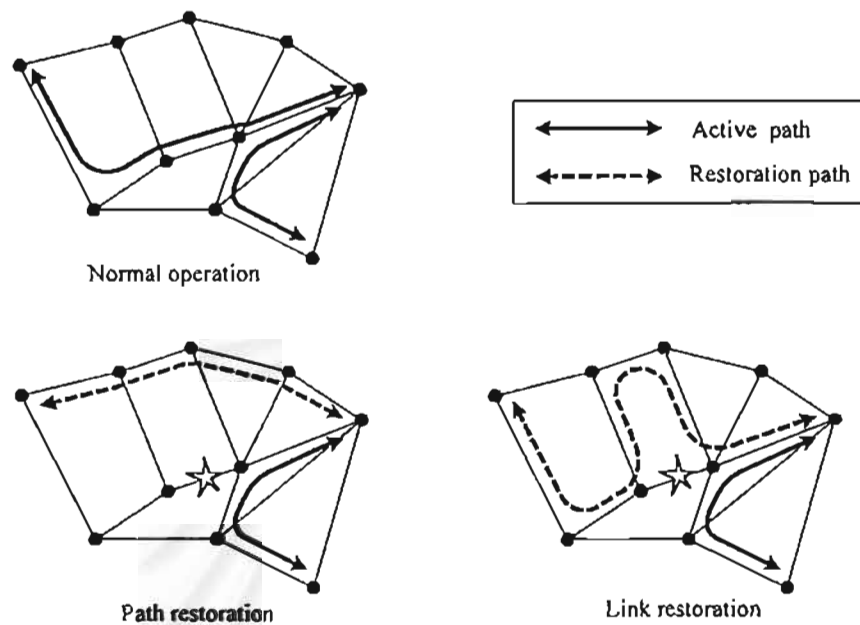
2.1 ประเภทของวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่เมื่อหนึ่งข่ายเชื่อมโยงได้รับความเสียหาย

จากที่ได้ทำการศึกษาดังบทความทางวิชาการที่เกี่ยวข้องกับเรื่องนี้ วิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่เมื่อหนึ่งข่ายเชื่อมโยงได้รับความเสียหายสามารถเขียนเป็นแผนภูมิได้ [21,22] ดังรูปที่ 2.1



รูปที่ 2.1: ประเภทของวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่เมื่อหนึ่งข่ายเชื่อมโยงได้รับความเสียหาย

จากรูป วิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่สามารถแบ่งออกได้เป็นสองประเภทใหญ่ๆ ตามลักษณะการเลือกเส้นทางที่เป็น restoration path ให้กับเส้นทางที่ถูกรบกวนจากชายเชื่อมต่อที่ขาด

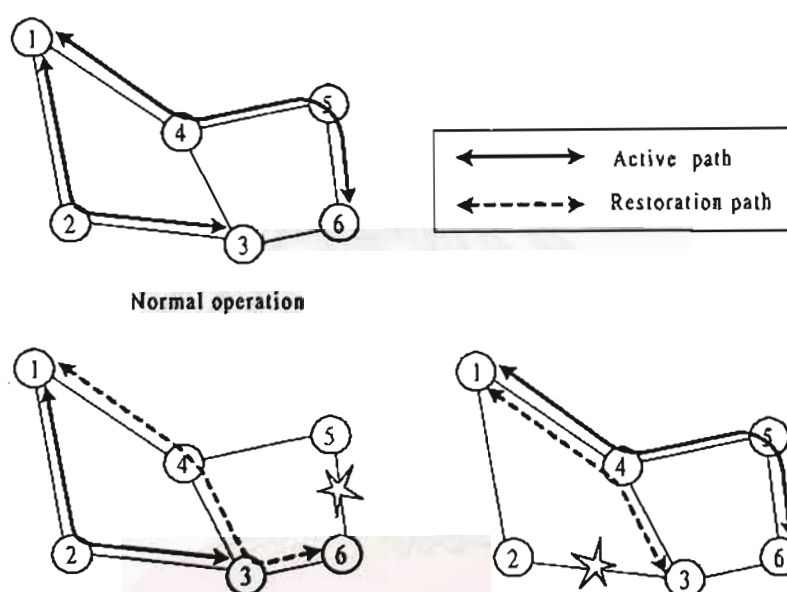


รูปที่ 2.2: Path restoration และ Link restoration

1. Path restoration approach หมายถึง เส้นทางที่วิ่งผ่านชายเชื่อมต่อที่ขาดจะมีการจัดสรรเส้นทางใหม่ระหว่างโหนดต้นทางกับปลายทางของโครงข่าย ดังรูปที่ 2.2 และจากแผนภูมิที่ 2.1 วิธีนี้ยังสามารถแบ่งได้เป็น

- Shared path restoration approach คือ วิธีจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ path restoration โดย spare fiber ที่วางให้กับ restoration path เส้นทางหนึ่งสามารถนำไปใช้เป็น spare fiber ให้กับ restoration path เส้นทางอื่นได้ ดังเช่นตัวอย่างในรูป 2.3 เมื่อเส้นทาง 1-4-5-6 ซึ่งเป็นเส้นทางที่โครงข่ายใช้เมื่อโครงข่ายทำงานปกติ และในวิทยานิพนธ์นี้เรียกเส้นทางนี้ว่า active path ถูกรบกวนจากชายเชื่อมต่อ 5-6 ขาด โครงข่ายจะเปลี่ยนมาใช้เส้นทาง 1-4-3-6 แทน และถ้าชายเชื่อมต่อ 2-3 ขาด เส้นทาง 1-2-3 จะเปลี่ยนมาใช้เส้นทาง 1-4-3 แทน ซึ่งจากรูป restoration path ทั้ง 2 เส้นทางวิ่งผ่านชายเชื่อมต่อ 1-4 และ 4-3 เหมือนกัน ดังนั้น spare fiber ที่วางให้กับ restoration path 1-4-3-6 ที่ชายเชื่อมต่อ 1-4 และ 4-3 สามารถนำไปใช้เป็น spare fiber ให้กับ restoration path 1-4-3 ได้

- Dedicated path restoration approach คือ วิธีจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ path restoration โดย spare fiber ที่วางให้กับ restoration path เส้นทางหนึ่งไม่สามารถเป็น spare fiber ให้กับ restoration path เส้นทางอื่นได้ ดังนั้น จากตัวอย่างในรูป 2.3 spare fiber ที่วางให้กับ restoration path 1-4-3-6 ที่ข่ายเชื่อมโยง 1-4 และ 4-3 ไม่สามารถเป็น spare fiber ให้กับ restoration path 1-4-3 ได้ ดังนั้น จึงจำเป็นต้องวางเส้นใยแก้วนำแสงเพิ่มอีกสองเส้นที่ข่ายเชื่อมโยง 1-4 และ 4-3 ซึ่งจากสาเหตุนี้ทำให้ต้นทุนของโครงข่ายที่ใช้วิธีการนี้สูงกว่าต้นทุนของวิธีการ shared path restoration



รูปที่ 2.3: ตัวอย่างอธิบาย Shared path restoration approach และ Dedicated path restoration approach

2. Link restoration approach หมายถึง เส้นทางที่วิ่งผ่านข่ายเชื่อมโยงที่ขาดจะมีการจัดสรรเส้นทางใหม่ระหว่างโหนดทั้ง 2 ด้านของข่ายเชื่อมโยงที่ขาด ดังรูป 2.2 และจากแผนภูมิที่ 2.1 วิธีนี้ยังสามารถแบ่งได้เป็น

- Shared link restoration approach คือ การจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ link restoration โดย spare fiber ที่วางให้กับ restoration path เส้นทางหนึ่งสามารถเป็น spare fiber ให้กับ restoration path เส้นทางอื่นได้ ซึ่งวิธีการนี้เหมือนกับวิธี shared path restoration

- Dedicated path restoration approach คือ การจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ link restoration โดยที่ spare fiber ที่วางให้กับ restoration path เส้นทางหนึ่งไม่สามารถเป็น spare fiber ให้กับ restoration path เส้นทางอื่นได้ ซึ่งวิธีการนี้เหมือนกับวิธี dedicated path restoration

จากวิธีการทั้งหมดที่กล่าวมา เราสามารถสรุปข้อดีของวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ link restoration ได้ คือ การจัดการของโครงข่าย (network management) เมื่อมีข่ายเชื่อมโยงหนึ่งได้รับความเสียหายจะมีลักษณะการจัดการที่เรียกว่า เป็นการจัดการแบบท้องถิ่น (local management) กล่าวคือ ไม่จำเป็นต้องส่งสัญญาณหรือข่าวสาร (message) ไปแจ้งให้กับต้นทางและปลายทางของเส้นทางที่ถูกกระทบจนทราบเพื่อเปลี่ยนไปใช้อีกเส้นทางหนึ่งเหมือนกับวิธีการจัดสรรเส้นทางแบบ path restoration ดังนั้น ความเร็วในการเปลี่ยนเส้นทางของวิธี link restoration จึงเร็วกว่าวิธี path restoration และส่งผลให้ปริมาณข้อมูลที่สูญหายไประหว่างการเปลี่ยนไปใช้เส้นทางใหม่ของวิธี link restoration น้อยกว่าวิธี path restoration แต่อย่างไรก็ตาม เนื่องจากความยืดหยุ่น (flexibility) ในการจัดสรรเส้นทางใหม่เพื่อหลีกเลี่ยงข่ายเชื่อมโยงได้รับความเสียหายของวิธี path restoration มีมากกว่าวิธี link restoration ดังนั้น เป็นผลให้วิธี path restoration ต้องการทรัพยากรในการสร้างโครงข่ายน้อยกว่าวิธี link restoration เพราะฉะนั้น ในวิทยานิพนธ์นี้จึงศึกษาเฉพาะวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ path restoration เท่านั้น และจะเน้นเฉพาะกรณีของ spared path restoration ทั้งนี้เนื่องจาก ในกรณี spared path restoration ต้องการจำนวนเส้นใยแก้วนำแสงไม่ถึง 100 % หรือสองเท่าของจำนวนเส้นใยแก้วนำแสงที่ใช้งานเมื่อโครงข่ายทำงานปกติ (working fiber) เหมือนกับกรณีของ dedicated path restoration ซึ่งในบางโครงข่ายวิธี dedicated path restoration อาจต้องการต้นทุนมากกว่าสองเท่าของจำนวนเส้นใยแก้วนำแสงที่ใช้งานเมื่อโครงข่ายทำงานปกติ

วิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ path restoration ที่ศึกษาในวิทยานิพนธ์นี้มี 3 วิธีคือ

1. วิธีต้นทุนต่ำสุด (Minimal Cost Approach, MC)
2. วิธีไม่ซ้ำเส้นทางเดิม (Disjoint Path Approach, DJP)
3. วิธีบนพื้นฐานของข่ายเชื่อมโยงเดี่ยว (Single Link Basis Approach, SLB)

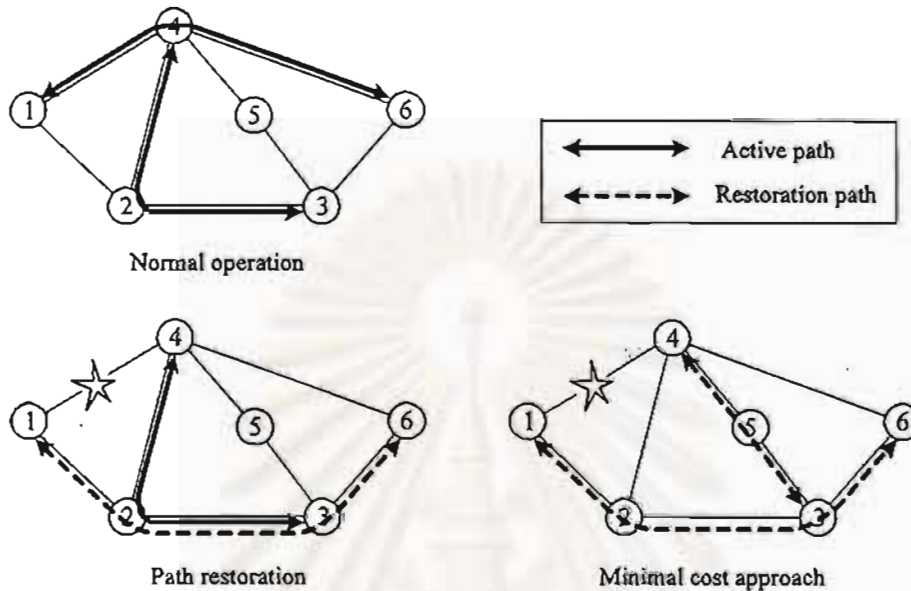
2.2 วิธีต้นทุนต่ำสุด (Minimal Cost Approach, MC)

โดยปกติ วิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่ที่ง่ายที่สุดสำหรับการแก้ไขปัญหามือหนึ่ง ข่ายเชื่อมโยงของโครงข่ายได้รับความเสียหาย คือ การจัดสรรเส้นทางใหม่ให้กับเส้นทางที่ถูก ครอบงวนหรือวิ่งผ่านข่ายเชื่อมโยงที่เสียหาย ในขณะที่เส้นทางที่ไม่ถูกรบกวนจากข่ายเชื่อมโยงที่เสียหายจะไม่มี การจัดสรรเส้นทางให้ใหม่ แต่ในทางตรงกันข้าม ถ้าโครงข่ายใช้วิธีการจัดสรร เส้นทางใหม่แบบต้นทุนต่ำสุดในการแก้ไขปัญหามือหนึ่งข่ายเชื่อมโยงเสียหาย โครงข่ายจะอนุญาตให้ เส้นทางทั้งหมดภายในโครงข่ายสามารถเปลี่ยนไปใช้เส้นทางใหม่ได้ เมื่อเกิดเหตุการณ์หนึ่ง ข่ายเชื่อมโยงเสียหาย โดยโครงข่ายที่ใช้วิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบนี้จะไม่มี การพิจารณาว่า เส้นทางนั้นจะเป็นเส้นทางที่ถูกครอบงวนจากข่ายเชื่อมโยงที่เสียหายหรือไม่ ซึ่งจากแนวความคิดนี้ น่า จะส่งผลให้วิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบต้นทุนต่ำสุดต้องการจำนวนเส้นใยแก้วนำแสงเพื่อแก้ไข ปัญหาหนึ่งข่ายเชื่อมโยงเสียหายน้อยกว่าวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบอื่น ๆ

เพื่อแสดงให้เห็นความแตกต่างระหว่างวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบต้นทุนต่ำสุด (MC) กับวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่ให้กับโครงข่ายแบบทั่วไปให้ชัดเจนมากยิ่งขึ้น จึงขอยกตัวอย่าง ดังที่ ได้แสดงไว้ในรูปที่ 2.4 จากรูป ในการทำงานปกติ (normal operation) โครงข่ายจะใช้เส้นทาง 1-4-6 และ 3-2-4 ในการเชื่อมต่อระหว่างโหนดที่ 1 และ 6, 3 และ 4 ตามลำดับ เมื่อพิจารณา เหตุการณ์ที่ข่ายเชื่อมโยงที่เชื่อมต่อระหว่างโหนดที่ 1 และ 4 ขาด ในกรณีวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่ แบบทั่วไป เส้นทาง 1-4-6 เท่านั้นที่สามารถเปลี่ยนไปใช้เส้นทางใหม่ได้ เพราะเป็นเส้นทางที่ถูก ครอบงวนจากข่ายเชื่อมโยงที่ขาด จากรูปจึงเปลี่ยนมาใช้เส้นทาง 1-2-3-6 แทน แต่ในทางตรงกันข้าม วิธี MC อนุญาตให้ทั้งสองเส้นทางสามารถไปใช้เส้นทางใหม่ได้ กล่าวคือ จากรูปไปใช้ เส้นทาง 1-2-3-6 และ 3-5-4 แทน ซึ่งเมื่อพิจารณาจะเห็นว่า ไม่จำเป็นที่จะต้องเพิ่มเส้นใยแก้วนำแสงให้กับ โครงข่ายอีกเมื่อใช้วิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ MC แต่ในทางตรงข้าม กลับจำเป็นต้องเพิ่ม เส้นใยแก้วนำแสงที่ข่ายเชื่อมโยง 2-3 ในกรณีของวิธีจัดสรรเส้นทางใหม่แบบทั่วไป ดังนั้น จากรูป เราจึงสามารถสรุปข้อดีของวิธีของวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ MC ได้ คือ ให้ต้นทุนที่ต้อง จัดสรรให้กับโครงข่ายเพื่อจะสร้างโครงข่ายที่สามารถแก้ไขหนึ่งปัญหาข่ายเชื่อมโยงเสียหายได้ต่ำ กว่าวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบทั่วไป แต่อย่างไรก็ตาม ข้อเสียของวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่ แบบ MC มีอยู่ 2 ประการคือ

1. เนื่องจากโครงข่ายสามารถเปลี่ยนแปลงเส้นทางได้ทั้งหมดเมื่อมีเหตุการณ์ที่ ข่ายเชื่อมโยงขาด ดังนั้น การจัดการและควบคุมโครงข่ายของวิธี MC จึงมีความ ซับซ้อนมากกว่าวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบอื่น ๆ

2. ด้วยสาเหตุเดียวกับข้อแรก ทำให้ขนาดของฐานข้อมูลที่ต้องเก็บไว้เพื่อใช้ในการกำหนดเส้นทางเมื่อมีหนึ่งสายเชื่อมโยงขาด มีขนาดใหญ่กว่าเมื่อเปรียบเทียบกับวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบอื่นๆ



รูปที่ 2.4: ความแตกต่างระหว่างวิธี MC กับวิธี Path restoration แบบทั่วไป

2.3 วิธีไม่ซ้ำเส้นทางเดิม (Disjoint Path Approach, DJP)

หลักเกณฑ์ของวิธีนี้ [16] สามารถอธิบายได้ดังนี้ เมื่อเกิดเหตุการณ์ที่สายเชื่อมโยงหนึ่งในโครงข่ายได้รับความเสียหาย เส้นทางที่สามารถเปลี่ยนไปใช้เส้นทางใหม่ได้ คือ เส้นทางที่วิ่งผ่านสายเชื่อมโยงที่ขาด โดยที่เส้นทางที่เปลี่ยนไปนั้นจะต้องไม่ซ้อนทับกับเส้นทางเดิม (disjoint path) ซึ่งเป็นเส้นทางที่โครงข่ายใช้เมื่อโครงข่ายทำงานปกติ เช่น รูปที่ 2.4 เส้นทาง 1-2-3-6 เป็นเส้นทางที่ไม่ซ้อนทับกับเส้นทาง 1-4-6 ซึ่งจากรูปสังเกตได้ว่า เส้นทางที่จัดสรรให้ใหม่นี้สามารถใช้หลบหลีกสายเชื่อมโยงที่ขาดได้ไม่ว่าตำแหน่งที่สายเชื่อมโยงขาดจะเกิดขึ้นบนส่วนใดของเส้นทางที่ใช้งานตามปกติ ดังนั้น สำหรับวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ DJP แต่ละเส้นทางที่ใช้ในกรณีโครงข่ายปกติ มีเพียงหนึ่งเส้นทางที่ใช้สำหรับหลบหลีกสายเชื่อมโยงที่เสียหายก็จะเพียงพอสำหรับใช้หลบหลีกได้ทุกๆ เหตุการณ์ที่เป็นไปได้ที่หนึ่งสายเชื่อมโยงเสียหาย

เส้นทางที่ไม่ซ้อนทับกับเส้นทางที่ใช้งานในสภาวะปกติ สามารถแบ่งได้เป็นสองประเภท ประเภทแรก คือ เส้นทางที่ไม่ซ้อนทับทั้งสายเชื่อมโยงและโหนด (node disjoint path) ส่วนประเภท

ที่สอง คือ เส้นทางที่ไม่ซ้อนทับเฉพาะขั้วเชื่อมโยง (link disjoint path) ซึ่งจากทั้งสองประเภทสังเกตได้ว่า เส้นทางแบบแรกมีข้อจำกัดในการจัดสรรเส้นทางใหม่ให้กับเส้นทางที่ตัดผ่านขั้วเชื่อมโยงที่ขาดมากกว่าแบบที่สอง แต่ถ้าพิจารณาเส้นทางแบบแรกอย่างละเอียดแล้ว จะเห็นว่า เส้นทางแบบแรกสามารถแก้ไขปัญหาโครงข่ายจากการที่โหนดของโครงข่ายเสียหายได้นอกเหนือจากการแก้ไขปัญหาคู่เชื่อมโยงขาด ดังนั้น วิทยานิพนธ์นี้จึงศึกษาวิธีจัดสรรเส้นทางใหม่เฉพาะแบบแรกเท่านั้น

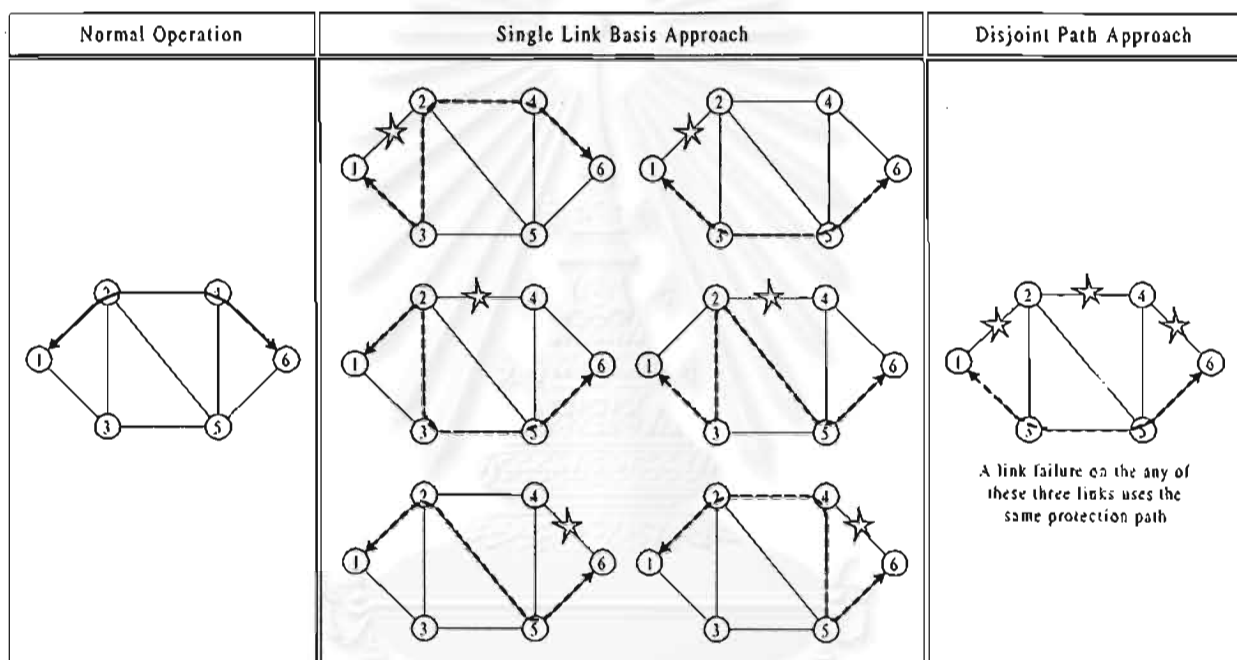
จากหลักเกณฑ์ของวิธี DJP ที่กล่าวไว้ข้างต้น เราสามารถสรุปข้อดีและข้อเสียของวิธีนี้ได้ คือ เนื่องจากเฉพาะเส้นทางที่มีผลกระทบโดยตรงจากขั้วเชื่อมโยงเท่านั้น จึงจะสามารถเปลี่ยนไปใช้เส้นทางใหม่ได้ ดังนั้น ความซับซ้อนในการควบคุมและจัดการโครงข่ายของวิธีการนี้จึงน้อยกว่าวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ MC และเมื่อโครงข่ายที่ใช้วิธีจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ DJP สามารถตรวจพบว่ามีขั้วเชื่อมโยงหนึ่งในโครงข่ายขาด เส้นทางที่วิ่งผ่านขั้วเชื่อมโยงที่ขาดสามารถเปลี่ยนไปใช้อีกเส้นทางหนึ่งได้ทันที โดยไม่จำเป็นต้องรู้ถึงตำแหน่งที่แน่นอนของขั้วเชื่อมโยงที่เสียหาย แต่อย่างไรก็ตาม เนื่องจากวิธีการนี้มีความยืดหยุ่น (flexibility) ในการจัดสรรเส้นทางใหม่ให้กับโครงข่ายน้อยกว่าวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ MC ดังนั้น ต้นทุนที่ต้องจัดสรรให้กับวิธี DJP จึงมากกว่าวิธี MC

2.4 วิธีบนพื้นฐานขั้วเชื่อมโยงเดียว (Single Link Basis Approach, SLB)

วิธีการนี้ [16] มีความคล้ายคลึงกับวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ DJP คือ เมื่อเกิดเหตุการณ์ที่หนึ่งขั้วเชื่อมโยงของโครงข่ายเสียหาย โครงข่ายจะจัดสรรเส้นทางใหม่ให้กับเส้นทางที่วิ่งผ่านขั้วเชื่อมโยงที่เสียหายเท่านั้น โดยไม่มีการเปลี่ยนแปลงเส้นทางอื่นที่ไม่วิ่งผ่านขั้วเชื่อมโยงที่เสียหาย แต่ข้อแตกต่างระหว่างวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ SLB กับ DJP คือ เส้นทางที่จัดสรรให้ใหม่นั้นไม่จำเป็นต้องเป็นเส้นทางที่ไม่ซ้อนทับกับเส้นทางเดิมเหมือนกับวิธี DJP รวมทั้งเส้นทางที่จัดสรรให้ใหม่นี้สามารถเปลี่ยนแปลงไปตามตำแหน่งของขั้วเชื่อมโยงที่ขาดได้ ดังที่แสดงไว้ในรูปที่ 2.5

จากรูปที่ 2.5 ในการทำงานปกติ โครงข่ายจะใช้เส้นทาง 1-2-4-6 เพื่อเชื่อมต่อระหว่างโหนดที่ 1 และ 6 เมื่อใช้วิธี DJP ในการจัดสรรเส้นทางใหม่เมื่อหนึ่งขั้วเชื่อมโยงได้รับความเสียหาย โครงข่ายจะเลือกใช้ได้เพียงเส้นทางเดียวเพื่อเป็น restoration path ของเส้นทาง 1-2-4-6 คือ ใช้เส้นทาง 1-3-5-6 เพราะจากหลักการของวิธี DJP เส้นทางที่จัดสรรให้ใหม่จะต้องไม่วิ่งซ้อนทับกับเส้นทางเดิม (สังเกตได้ว่าเส้นทางนี้สามารถใช้ได้ในทุกกรณีไม่ว่าตำแหน่งขั้วเชื่อมโยงที่ขาดจะ

เกิดที่ส่วนใดของเส้นทางเดิมก็ตาม) ในทางกลับกัน เมื่อพิจารณาวิธี SLB จะมีเส้นทางที่สามารถหลบหลีกเลี่ยงเชื่อมโยงที่ขาดได้หลายเส้นทาง โดยจะเลือกใช้เส้นทางใดนั้นขึ้นอยู่กับตำแหน่งของสายเชื่อมโยงที่ขาด และนอกจากนี้ ในแต่ละเหตุการณ์ที่สายเชื่อมโยงขาดจะมีมากกว่าสองเส้นทางที่สามารถเลือกใช้เป็นเส้นทางใหม่ได้ เช่น ถ้าสายเชื่อมโยง 1-2 ขาด เราสามารถเลือกใช้เส้นทาง 1-3-2-4-6 หรือ 1-3-5-6 เป็น restoration path ของเส้นทาง 1-2-4-6 ได้ ดังนั้น ข้อดีของวิธีการนี้เมื่อเทียบกับวิธีการ DJP คือ ต้นทุนที่จะต้องจัดสรรให้กับวิธี SLB น้อยกว่าวิธี DJP อันเนื่องมาจากวิธี SLB มีความยืดหยุ่นในการจัดสรรเส้นทางสูงกว่าวิธี DJP



รูปที่ 2.5: ความแตกต่างระหว่างวิธี SLB กับ DJP

เมื่อเปรียบเทียบระหว่าง 3 วิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่ที่เสนอไว้ข้างต้น เราสามารถเรียงลำดับวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่ที่ต้องการต้นทุนต่ำสุดไปยังวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่ที่ต้องการต้นทุนสูงสุดได้ดังนี้ วิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ MC ต้องการต้นทุนต่ำสุด และตามด้วยวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ SLB ที่ต้องการต้นทุนเพิ่มมากขึ้นเป็นอันดับ 2 ส่วนวิธีที่ต้องการต้นทุนสูงสุด คือ วิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ DJP แต่อย่างไรก็ตาม แม้ว่าเราจะสามารถเรียงลำดับการจัดสรรเส้นทางใหม่ได้ตามที่ได้กล่าวไว้ข้างต้น แต่สิ่งที่น่าสนใจเกี่ยวกับทั้ง 3 วิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่นี้ก็คือ ทั้ง 3 วิธีนี้ต้องการต้นทุนที่ใช้สร้างโครงข่ายแตกต่างกันเท่าไร ทั้งนี้เพื่อ

ประโยชน์ในการนำเอาวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่ทั้ง 3 วิธีไปประยุกต์ใช้งานในทางปฏิบัติได้ ดังนั้น ในบทต่อไป วิทยานิพนธ์นี้จะเสนอวิธีการหาต้นทุนโครงข่ายของทั้ง 3 วิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่ ทั้งกรณีโครงข่าย WDM ประเภท VWP และ WP โดยจะใช้แบบจำลองทางคณิตศาสตร์ในการหา ต้นทุนโครงข่าย รวมทั้งในบทต่อไปจะกล่าวถึงแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ที่ใช้หาค่าขอบเขตล่าง ของต้นทุนโครงข่าย



บทที่ 3

แบบจำลองทางคณิตศาสตร์ (Mathematics Model)

ในบทนี้จะกล่าวถึงวิธีการสร้างแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ที่ใช้ในการจำลองปัญหาการจัดสรรเส้นทางและความยาวคลื่นให้กับโครงข่าย WDM ที่สามารถจัดสรรเส้นทางใหม่ได้เมื่อหนึ่งสายเชื่อมโยงได้รับความเสียหาย ด้วยวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่ที่เสนอไว้ในบทที่ 2 โดยวัตถุประสงค์ของการสร้างแบบจำลอง คือ เพื่อใช้ในการหาจำนวนเส้นใยแก้วนำแสงทั้งหมดที่โครงข่ายต้องการ ทั้งในกรณีโครงข่ายมีและไม่มีอุปกรณ์แปลงผันความยาวคลื่น ซึ่งแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ที่ใช้หาจำนวนเส้นใยแก้วนำแสงนี้เป็นแบบจำลองที่ใช้ Integer Linear Programming (ILP) เป็นเทคนิคในการสร้างแบบจำลอง และนอกจากนี้ ในบทนี้ยังจะนำเสนอวิธีการสร้างแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ที่ใช้หาค่าขอบเขตล่างของต้นทุนโครงข่าย และท้ายสุดบทนี้จะทำการวิเคราะห์ผลเฉลยที่ได้จากแบบจำลองทางคณิตศาสตร์

3.1 แบบจำลองของโครงข่าย (Network model)

เพื่อให้เข้าใจถึงแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ที่ใช้หาจำนวนเส้นใยแก้วนำแสงทั้งหมดที่โครงข่ายต้องการ ดังนั้น ในหัวข้อนี้จึงขอกล่าวถึงลักษณะและข้อสมมุติของโครงข่ายที่ใช้ในการหาจำนวนเส้นใยแก้วนำแสง

กำหนดให้ โครงข่าย WDM ที่ใช้หาจำนวนเส้นใยแก้วนำแสงทั้งหมดที่โครงข่ายต้องการ ถูกแทนด้วย กราฟที่เป็น undirection (undirected graph) $G(v, \epsilon)$ โดยที่ v เป็นเซตของโหนดภายในโครงข่าย, $v = \{1, 2, \dots, N\}$ และ ϵ เซตของสายเชื่อมโยงภายในโครงข่าย โดยที่ $j \in \epsilon$, $\epsilon = \{1, 2, \dots, L\}$ และแต่ละสายเชื่อมโยงประกอบด้วยกลุ่มของเส้นใยแก้วนำแสง (bundle of optical fibers) ที่ทำหน้าที่รองรับเส้นทางที่ใช้ในการส่งผ่านข้อมูลระหว่างโหนดต้นทางกับปลายทาง และกำหนดให้ จำนวนความยาวคลื่นที่สามารถมัลติเพล็กซ์ลงไปในเส้นใยแก้วนำแสงเส้นเดียวกันได้มีจำนวนจำกัด (M) ซึ่งในบทความทางวิชาการบางบทความเรียกค่า M นี้ว่า wavelength multiplicity [25,26]

นอกจากนี้ ปริมาณทราฟฟิกที่แต่ละคูโนดภายในโครงข่ายต้องการจะต้องกำหนดให้เป็นจำนวนเส้นทางที่แต่ละคูโนดนั้นต้องการ โดยปริมาณทราฟฟิกที่กำหนดให้นี้ไม่สามารถเปลี่ยนแปลงได้ตามเวลา (static traffic)

3.2 แบบจำลองทางคณิตศาสตร์ที่ใช้หาจำนวนเส้นใยแก้วนำแสงทั้งหมดที่โครงข่ายต้องการ

เส้นใยแก้วนำแสงที่ใช้ในโครงข่าย WDM สามารถแบ่งออกได้เป็น 2 ประเภทตามลักษณะการใช้เส้นใยแก้วนำแสงในโครงข่าย

1. Working fiber คือ เส้นใยแก้วนำแสงที่ใช้รองรับเส้นทางที่เป็น active path เมื่อโครงข่ายทำงานปกติ (normal operation)
2. Spare fiber คือ เส้นใยแก้วนำแสงที่รองรับเส้นทางที่เป็น restoration path เมื่อมีหนึ่งข่ายเชื่อมโยงในโครงข่ายได้รับความเสียหาย

ดังนั้น ในการจำลองปัญหาการจัดสรรเส้นทางและความยาวคลื่นให้กับโครงข่าย WDM เพื่อหาจำนวนเส้นใยแก้วนำแสงทั้งหมดที่โครงข่ายต้องการจึงสามารถแบ่งออกได้เป็น 2 ประเภท [23] คือ

1. Optimized spare fiber assignment คือ วิธีการหาจำนวน spare fiber ทั้งหมดที่ต้องจัดสรรให้กับโครงข่าย โดยวิธีการนี้จะต้องมีการกำหนดเส้นทางและความยาวคลื่นของ active path มาให้ รวมทั้งจะต้องกำหนดจำนวนเส้นใยแก้วนำแสงทั้งหมดที่โครงข่ายต้องการเมื่อโครงข่ายทำงานอยู่ในสภาวะปกติ (working fiber) มาให้ด้วย
2. Jointly optimized working and spare fiber assignment คือ วิธีการหาจำนวนเส้นใยแก้วนำแสงทั้งที่เป็น working fiber และ spare fiber ไปพร้อมๆ กัน โดยไม่ต้องกำหนดเส้นทางและความยาวคลื่นของ active path มาให้

วิธีการจำลองปัญหาการจัดสรรเส้นทางและความยาวคลื่นของทั้ง 2 วิธีมีประโยชน์ในการออกแบบโครงข่าย คือ แบบแรกเป็นประโยชน์ในการออกแบบโครงข่ายที่มีการใช้งานจริงในทางปฏิบัติแล้ว แต่ที่โครงข่ายดังกล่าวยังไม่ได้มีการคำนึงถึงกรณีหนึ่งข่ายเชื่อมโยงได้รับความเสียหาย ดังนั้น เราจึงสามารถใช้วิธีการจำลองปัญหาแบบแรกมาออกแบบหาจำนวน spare fiber

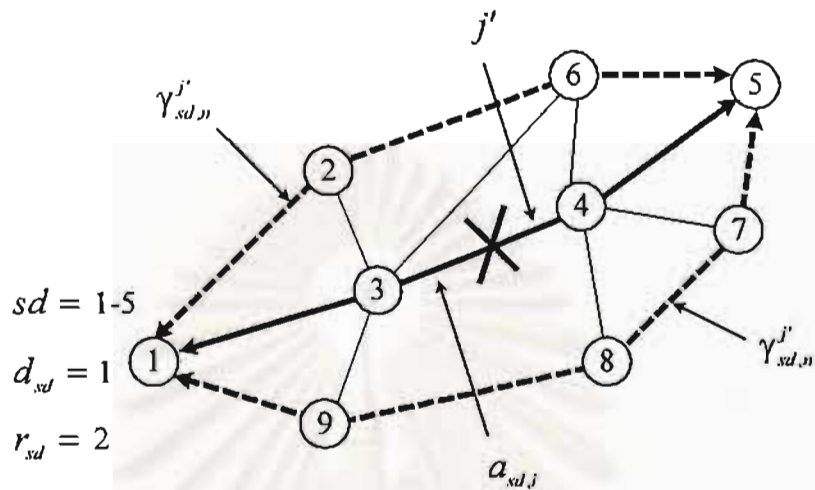
ที่โครงข่ายต้องการได้ ส่วนประโยชน์ในการจำลองปัญหาแบบที่ 2 คือ สามารถนำเอาวิธีการนี้มาใช้ในการออกแบบโครงข่าย เมื่อต้องการจะทราบถึงต้นทุนโครงข่ายก่อนที่จะพิจารณาวางโครงข่ายจริงในทางปฏิบัติ เพราะฉะนั้น เนื่องจากประโยชน์ของทั้งสองวิธี วิทยานิพนธ์นี้จึงจะเสนอแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ของทั้งสองวิธี โดยกำหนดตัวแปรและพารามิเตอร์ที่ใช้ในการสร้างแบบจำลอง (รูปที่ 3.1) ดังนี้

f_j	จำนวนเส้นใยแก้วนำแสงที่ต้องจัดสรรให้กับข่ายเชื่อมโยงที่ j
w_j	จำนวน working fiber ของข่ายเชื่อมโยงที่ j
s_j	จำนวน spare fiber ของข่ายเชื่อมโยงที่ j
$a_{sd,j}$	เส้นทางที่ i ของคูโหนดที่ sd (ใช้ในกรณี VWP)
$a_{sd,j,\lambda}$	เส้นทางที่ i ของคูโหนดที่ sd และที่ความยาวคลื่น λ (ใช้ในกรณี WP)
$\delta_{sd,j,j}$	มีค่าเป็น 1 เมื่อเส้นทางที่ i ของคูโหนดที่ sd ผ่านข่ายเชื่อมโยงที่ j มีค่าเป็น 0 เมื่อเส้นทางที่ i ของคูโหนดที่ sd ไม่ผ่านข่ายเชื่อมโยงที่ j
P_{sd}	จำนวนเส้นทางของคูโหนดที่ sd
$\gamma_{sd,n}^{j'}$	restoration path ที่ n ของคูโหนดที่ sd เมื่อข่ายเชื่อมโยงที่ j' ขาด (ใช้ในกรณี VWP)
$\gamma_{sd,n,\lambda}^{j'}$	restoration path ที่ n ของคูโหนดที่ sd และที่ความยาวคลื่น λ เมื่อข่ายเชื่อมโยงที่ j' ขาด (ใช้ในกรณี WP)
r_{sd}	จำนวน restoration path ของคูโหนดที่ sd เมื่อข่ายเชื่อมโยงที่ j' ขาด
$\beta_{sd,n,j}^{j'}$	มีค่าเป็น 1 เมื่อ restoration path ที่ n ของคูโหนดที่ sd ผ่านข่ายเชื่อมโยงที่ j มีค่าเป็น 0 เมื่อ restoration path ที่ n ของคูโหนดที่ sd ไม่ผ่านข่ายเชื่อมโยงที่ j โดยที่ข่ายเชื่อมโยงที่ j' ขาด
d_{sd}	ปริมาณกราฟฟิกของคูโหนดที่ sd
m	จำนวนคูโหนดทั้งหมดในโครงข่ายที่ปริมาณกราฟฟิกไม่เป็น 0
M	จำนวนความยาวคลื่นสูงสุดต่อ 1 เส้นใยแก้วนำแสง

$w_j, s_j, a_{sd,j}, a_{sd,j,\lambda}, \gamma_{sd,n}^{j'}$ และ $\gamma_{sd,n,\lambda}^{j'}$ เป็นตัวแปรในแบบจำลอง ส่วน $d_{sd}, \delta_{sd,j,j}, \beta_{sd,n,j}^{j'}, P_{sd}, r_{sd}, m$ และ M เป็นพารามิเตอร์ที่ต้องกำหนดให้หรือหาไว้ก่อนสร้างแบบจำลอง

ในทุกๆ วิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่ เส้นทางที่เป็น restoration path เพื่อแก้ไขปัญหาที่ข่ายเชื่อมโยงที่ j' ขาด ที่ซึ่งกำหนดให้กับแบบจำลองจะต้องเป็นเส้นทางที่ไม่วิ่งผ่านข่ายเชื่อมโยงที่ j' และในกรณีวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ DUP จะต้องมีข้อกำหนดเพิ่มเติมให้กับเส้นทางที่

เป็น restoration path กล่าวคือ แต่ละเส้นทางที่กำหนดให้จะต้องไม่วิ่งผ่านข่ายเชื่อมโยงเดียวกัน (เป็น node disjoint path ซึ่งกันและกัน) ที่ต้องกำหนดเช่นนี้เพราะ ตัวแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ ไม่สามารถหาเส้นทางที่เป็น node disjoint path ได้เอง



รูปที่ 3.1: ตัวแปรและพารามิเตอร์ที่ใช้ในแบบจำลองทางคณิตศาสตร์

3.2.1 Optimized spare fiber assignment

ในหัวข้อนี้ จะกล่าวถึงการสร้างแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ที่ใช้หาจำนวนเส้นใยแก้วนำแสงเฉพาะที่เป็น spare fiber เท่านั้น และจะศึกษาเฉพาะ spare fiber ที่จัดสรรให้กับวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ DJP และ SLB เท่านั้น

จากที่กล่าวมาแล้วข้างต้น วิธีการนี้จะต้องมีการกำหนดเส้นทางและความยาวคลื่นที่เป็น active path มาให้ รวมทั้งจะต้องกำหนด working fiber มาให้ด้วย ซึ่งในแบบจำลองทางคณิตศาสตร์คือ ต้องกำหนด w_j , $a_{sd,i}$ สำหรับกรณี VWP หรือ w_j , $a_{sd,i,\lambda}$ สำหรับกรณี WP โดยมี objective function คือ

$$\min : \left\{ \sum_{j=1}^L s_j \right\}$$

เมื่อพิจารณาเหตุการณ์ที่ข่ายเชื่อมโยง j' ขาดไม่สามารถใช้งานได้

1. กรณภ VWP

- 1.1) ที่คูนอดดอย จำนวนล่นทงที่เป็น active path ที่ถูกรบกวงนจกขำยเชื่อมโยงที่ j' ขำด จะด้องเทำกบจำนวน restoration path

$$\sum_{n=1}^{r_{sd}} \gamma_{sd,n}^{j'} = \sum_{i=1}^{p_{sd}} a_{sd,i} \delta_{sd,i,j'} \quad \forall sd = 1, 2, \dots, m \quad (3.1)$$

- 1.2) จำนวน spare fiber ของขำยเชื่อมโยง j จะด้องเพยงพอรองรับ restoration path ที่ผำนขำยเชื่อมโยงที่ j

ในกรณภ DJP

$$M \times s_j - \sum_{sd=1}^m \sum_{n=1}^{r_{sd}} \gamma_{sd,n}^{j'} \beta_{sd,n,j}^{j'} + (M \times w_j - \sum_{sd=1}^m \sum_{i=1}^{p_{sd}} a_{sd,i} \delta_{sd,i,j}) \geq 0$$

$$\forall j = 1, 2, \dots, L; j \neq j'$$

ในกรณภ SLB

$$M \times s_j - \sum_{sd=1}^m \sum_{n=1}^{r_{sd}} \gamma_{sd,n}^{j'} \beta_{sd,n,j}^{j'} + (M \times w_j - \sum_{sd=1}^m \sum_{i=1}^{p_{sd}} a_{sd,i} \delta_{sd,i,j})$$

$$+ \sum_{sd=1}^m \sum_{i=1}^{p_{sd}} (a_{sd,i} \delta_{sd,i,j}) \delta_{sd,i,j'} \geq 0$$

$$\forall j = 1, 2, \dots, L; j \neq j' \quad (3.2)$$

พจนภที่ 3 ของสมกรภที่ 3.2 ทั้งกรณภ DJP และ SLB มหควำมหมำยว่ำ ช่องสัญญำนภที่ไม่ได้ถูกรงำนในล่นโยแกวำนำแสง w_j สำมรณำไปใช้เป็นช่องสัญญำนภให้กบ restoration path ได้ ส่วพจนภที่ 4 ของวธภ SLB มหควำมหมำยว่ำ เมอคองขำยตรวจพบขำยเชื่อมโยงที่ขำด และตรวจพบล่นทงที่ถูกรบกวงนจกขำยเชื่อมโยงที่ขำด ส่วนคอบคุมและจ้ดกรภคองขำยจะส่งสัญญำนภไปบอกรนอดต้นทงและปลำยทงของล่นทงที่ถูกรบกวงน เพอให้ปลดช่องสัญญำนภในล่นโยแกวำนำแสงที่ถูกรงำนโดยล่นทงที่ถูกรบกวงนออก และเปลยยนไปใช้ restoration path เทน ซึ่งช่องสัญญำนภที่ถูกรปลดออกนภนโอดต้นทงและปลำยทงสำมรณำไปใช้เป็นช่องสัญญำนภของ restoration path ได้ ซึ่งในกรณภ DJP ไม่ด้องมภพจนภนภในสมกรภเพระ ช่องสัญญำนภที่ถูกรปลดออกไม่สำมรณำใช้รองรับ restoration path ได้ เมอจก active path และ restoration path ที่เป็น node disjoint path ว่งไปคนลละล่นทงที่ช่งไม่ขำขำยเชื่อมโยงเดยวกัน

- 1.3) เมอจกวธภกรจ้ดสรล่นทงนภมเบบ DJP แต่ลละล่นทงที่เป็น active path สำมรณภมีล่นทงที่เป็น restoration path ได้เพยงล่นทงเดยวเทำนั่น ดงนนั้น ล่นทงที่เป็น

restoration path จะต้องสามารถแก้ไขปัญหานั้นได้ทุกๆ เหตุการณ์ที่ active path ถูกครอบคลุมจากเหตุการณ์ที่เป็นไปได้ทั้งหมดที่หนึ่งสายเชื่อมโยงในโครงข่ายขาด ซึ่งเหตุการณ์ที่ active path จะถูกครอบคลุมจากสายเชื่อมโยงขาดเป็นไปได้อย่างทั้งหมด ℓ เหตุการณ์ (ดูตัวอย่างดังรูปที่ 2.5) เมื่อ ℓ คือความยาวของ active path ที่นับจากสายเชื่อมโยงที่ active path วิ่งผ่าน และในที่นี้กำหนดให้ F_a เป็นเซตของเหตุการณ์การณที่เป็นไปได้อย่างทั้งหมดที่ active path จะถูกครอบคลุมจากหนึ่งสายเชื่อมโยงเสียหาย ($|F_a| = \ell$)

$$\gamma_{sd,n}^{j'} = \gamma_{sd,n}^{j''} \quad j', j'' \in F_a$$

$$\forall n = 1, 2, \dots, r_{sd}; \forall sd = 1, 2, \dots, m \quad (3.3)$$

1.4) s_j และ $\gamma_{sd,n}^{j'}$ เป็นจำนวนเต็มที่ไม่เป็นจำนวนเต็มลบ (nonnegative integer)

$$s_j, \gamma_{sd,n}^{j'} \in \{0, 1, 2, \dots\}$$

$$\forall j = 1, 2, \dots, L; \forall n = 1, 2, \dots, r_{sd}; \forall sd = 1, 2, \dots, m \quad (3.4)$$

2. กรณี WP

ในกรณีของ WP แต่ละเส้นทางที่จัดสรรให้กับในโครงข่ายจะต้องมีการกำหนดค่าความยาวคลื่นที่คงที่ตลอดทั้งเส้นทาง ดังนั้น ในแบบจำลองทางคณิตศาสตร์จะต้องมีการเพิ่มมิติ (dimension) ในการกำหนดความยาวคลื่นให้กับเส้นทางด้วย

2.1) ที่คูโหนดใดๆ จำนวนเส้นทางที่เป็น active path ที่ถูกครอบคลุมจากสายเชื่อมโยงที่ j' ขาด จะต้องเท่ากับจำนวนเส้นทางที่เป็น restoration path

$$\sum_{n=1}^{r_{sd}} \sum_{\lambda=1}^M \gamma_{sd,n,\lambda}^{j'} = \sum_{i=1}^{p_{sd}} \sum_{\lambda=1}^M (a_{sd,i,\lambda} \delta_{sd,i,j'}) \quad \forall sd = 1, 2, \dots, m \quad (3.5)$$

2.2) จำนวน spare fiber ของสายเชื่อมโยง j จะต้องเพียงพอรองรับ restoration path ที่ผ่านสายเชื่อมโยงที่ j

ในกรณี DJP

$$s_j - \sum_{sd=1}^m \sum_{n=1}^{r_{sd}} \gamma_{sd,n,\lambda}^{j'} \beta_{sd,n,j}^{j'} + (w_j - \sum_{sd=1}^m \sum_{i=1}^{p_{sd}} a_{sd,i,\lambda} \delta_{sd,i,j}) \geq 0$$

$$\forall \lambda = 1, 2, \dots, M; \forall j = 1, 2, \dots, L; j \neq j'$$

ในกรณี SLB

$$s_j - \sum_{sd=1}^m \sum_{n=1}^{r_{sd}} \gamma_{sd,n,\lambda}^{j'} \beta_{sd,n,j}^{j'} + (w_j - \sum_{sd=1}^m \sum_{i=1}^{p_{sd}} a_{sd,i,\lambda} \delta_{sd,i,j}) + \sum_{sd=1}^m \sum_{i=1}^{p_{sd}} (a_{sd,i,\lambda} \delta_{sd,i,j}) \delta_{sd,i,j'} \geq 0$$

$$\forall \lambda = 1, 2, \dots, M; \forall j = 1, 2, \dots, L; j \neq j' \quad (3.6)$$

2.3) ในกรณีวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ DJP แต่ละ active path จะมี restoration path ได้เพียงเส้นทางเดียวเท่านั้น

$$\sum_{\lambda=1}^M \gamma_{sd,n,\lambda}^{j'} = \sum_{\lambda=1}^M \gamma_{sd,n,\lambda}^{j''} \quad j', j'' \in F_a$$

$$\forall n = 1, 2, \dots, r_{sd}; \forall sd = 1, 2, \dots, m \quad (3.7)$$

2.4) s_j และ $\gamma_{sd,n,\lambda}^{j'}$ เป็นจำนวนเต็มที่ไม่เป็นจำนวนเต็มลบ (nonnegative integer)

$$s_j, \gamma_{sd,n,\lambda}^{j'} \in \{0, 1, 2, \dots\}$$

$$\forall j = 1, 2, \dots, L; \forall n = 1, 2, \dots, r_{sd}; \forall \lambda = 1, 2, \dots, M; \forall sd = 1, 2, \dots, m \quad (3.8)$$

3.2.2 Jointly optimized working and spare fiber assignment

ในหัวข้อนี้จะกล่าวถึงการสร้างแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ที่ใช้หาจำนวนเส้นใยแก้วนำแสงที่ต่ำที่สุด ที่จะต้องจัดสรรให้กับโครงข่าย เพื่อสร้างโครงข่ายที่สามารถจัดสรรเส้นทางใหม่ได้เมื่อหนึ่งข่ายเชื่อมโยงได้รับความเสียหาย ทั้งเส้นใยแก้วนำแสงที่เป็น working fiber และ spare fiber ด้วยวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ MC, DJP และ SLB โดยมี objective function คือ

$$\min : \left\{ \sum_{j=1}^L (w_j + s_j) \right\}$$

1. กรณี VWP สำหรับ DJP และ SLB

แบบจำลองทางคณิตศาสตร์คือ การรวม constraint ที่ 3.1, 3.2, 3.3, 3.4 และ

1.1) ที่คู่โหนดใดๆ จำนวนเส้นทางที่เป็น active path จะต้องเท่ากับปริมาณทราฟฟิกที่กำหนดให้

$$\sum_{i=1}^{p_{sd}} a_{sd,i} = d_{sd} \quad \forall sd = 1, 2, \dots, m \quad (3.9)$$

1.2) จำนวน working fiber ของข่ายเชื่อมโยงที่ j จะต้องเพียงพอรองรับเส้นทางที่เป็น active path ที่วิ่งผ่านข่ายเชื่อมโยงที่ j

$$M \times w_j - \sum_{sd=1}^m \sum_{i=1}^{p_{sd}} a_{sd,i} \delta_{sd,i,j} \geq 0 \quad \forall j = 1, 2, \dots, L \quad (3.10)$$

1.3) w_j และ $a_{sd,i}$ เป็นจำนวนเต็มที่ไม่เป็นจำนวนเต็มลบ (nonnegative integer)

$$w_j, a_{sd,i} \in \{0, 1, 2, \dots\} \\ \forall j = 1, 2, \dots, L; \forall i = 1, 2, \dots, p_{sd}; \forall sd = 1, 2, \dots, m \quad (3.11)$$

2. กรณี WP สำหรับ DJP และ SLB

แบบจำลองทางคณิตศาสตร์คือ การรวม constraint ที่ 3.5, 3.6, 3.7, 3.8 และ

2.1) ที่โหนดใดๆ จำนวนเส้นทางและความยาวคลื่นที่เป็น active path จะต้องเท่ากับปริมาณ ทราฟฟิกที่กำหนดให้

$$\sum_{i=1}^{p_{sd}} \sum_{\lambda=1}^M a_{sd,i,\lambda} = d_{sd} \quad \forall sd = 1, 2, \dots, m \quad (3.12)$$

2.2) จำนวน working fiber ของข่ายเชื่อมโยงที่ j จะต้องเพียงพอรองรับเส้นทางที่เป็น active path ที่วิ่งผ่านข่ายเชื่อมโยงที่ j

$$w_j - \sum_{sd=1}^m \sum_{i=1}^{p_{sd}} a_{sd,i,\lambda} \delta_{sd,i,j} \geq 0 \\ \forall j = 1, 2, \dots, L; \forall \lambda = 1, 2, \dots, M \quad (3.13)$$

2.3) w_j และ $a_{sd,i,\lambda}$ เป็นจำนวนเต็มที่ไม่เป็นจำนวนเต็มลบ (nonnegative integer)

$$w_j, a_{sd,i,\lambda} \in \{0, 1, 2, \dots\} \\ \forall j = 1, 2, \dots, L; \forall sd = 1, 2, \dots, m; \forall i = 1, 2, \dots, p_{sd}; \forall \lambda = 1, 2, \dots, M \quad (3.14)$$

3. กรณี VWP และ WP สำหรับ MC

ในการสร้างแบบจำลองสำหรับหาจำนวนเส้นใยแก้วนำแสงทั้งหมดที่ต้องจัดสรรให้กับโครงข่ายที่สามารถแก้ไขปัญหานึงข้างเชื่อมโยงได้รับความเสียหาย ด้วยวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ MC สามารถทำได้โดย กำหนด objective function คือ

$$\min : \left\{ \sum_{j=1}^L f_j \right\}$$

3.1) กรณี VWP

3.1.1) ที่คูโนดใดๆ เส้นทางที่เป็น active path และ restoration path ที่ใช้เมื่อข่ายเชื่อมโยง j' ขาด จะต้องเท่ากับปริมาณกราฟฟิกที่กำหนดให้

$$\sum_{n=1}^{r_{sd}} \gamma_{sd,n}^{j'} = \sum_{i=1}^{p_{sd}} a_{sd,i} = d_{sd} \quad \forall sd = 1, 2, \dots, m \quad (3.15)$$

3.1.2) จำนวนเส้นใยแก้วนำแสงที่ข่ายเชื่อมโยงที่ j ต้องเพียงพอรองรับเส้นทางที่เป็น active path และ restoration path ที่วิ่งผ่านข่ายเชื่อมโยงที่ j

$$M \times f_j - \sum_{sd=1}^m \sum_{i=1}^{p_{sd}} a_{sd,i} \delta_{sd,j,j} \geq 0 \quad \forall j = 1, 2, \dots, L \quad (3.16)$$

$$M \times f_j - \sum_{sd=1}^m \sum_{n=1}^{r_{sd}} \gamma_{sd,n}^{j'} \beta_{sd,n,j}^{j'} \geq 0 \quad \forall j = 1, 2, \dots, L; j \neq j' \quad (3.17)$$

3.1.3) f_j , $a_{sd,i}$ และ $\gamma_{sd,n}^{j'}$ ต้องเป็นจำนวนเต็มบวกหรือมีค่าเท่ากับศูนย์

$$f_j, a_{sd,i}, \gamma_{sd,n}^{j'} \in \{0, 1, 2, \dots\} \quad \forall j = 1, 2, \dots, L; \forall sd = 1, 2, \dots, m; \forall i = 1, 2, \dots, p_{sd}; \forall n = 1, 2, \dots, r_{sd} \quad (3.18)$$

3.2) กรณี WP

3.2.1) ที่คูโนดใดๆ เส้นทางและความยาวคลื่นที่เป็น active path และ restoration path ที่ใช้เมื่อข่ายเชื่อมโยง j' ขาด จะต้องเท่ากับปริมาณกราฟฟิกที่กำหนดให้

$$\sum_{n=1}^{r_{sd}} \sum_{\lambda=1}^M \gamma_{sd,n,\lambda}^{j'} = \sum_{i=1}^{p_{sd}} \sum_{\lambda=1}^M a_{sd,i,\lambda} = d_{sd} \quad \forall sd = 1, 2, \dots, m \quad (3.19)$$

- 3.2.2) จำนวนเส้นใยแก้วนำแสงที่ช่วยเชื่อมโยงที่ j ต้องเพียงพอรองรับเส้นทางที่เป็น active path และ restoration path ที่วิ่งผ่านช่วยเชื่อมโยงที่ j

$$f_j - \sum_{sd=1}^m \sum_{l=1}^{r_{sd}} a_{sd,j,\lambda} \delta_{sd,l,j} \geq 0$$

$$\forall j = 1, 2, \dots, L; \forall \lambda = 1, 2, \dots, M \quad (3.20)$$

$$f_j - \sum_{sd=1}^m \sum_{n=1}^{r_{sd}} \gamma_{sd,n,\lambda}^j \beta_{sd,n,j}^j \geq 0$$

$$\forall \lambda = 1, 2, \dots, M; \forall j = 1, 2, \dots, L; j \neq j' \quad (3.21)$$

- 3.2.3) F_j , $a_{sd,i,\lambda}$ และ $\gamma_{sd,n,\lambda}^j$ ต้องเป็นจำนวนเต็มบวกหรือมีค่าเท่ากับศูนย์

$$f_j, a_{sd,i,\lambda}, \gamma_{sd,n,\lambda}^j \in \{0, 1, 2, \dots\}$$

$$\forall j = 1, 2, \dots, L; \forall n = 1, 2, \dots, r_{sd}; \forall sd = 1, 2, \dots, m; \forall i = 1, 2, \dots, p_{sd};$$

$$\forall \lambda = 1, 2, \dots, M \quad (3.22)$$

ในกรณีที่มีแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ของวิธี MC ไม่ได้คำนึงถึงเหตุการณ์ที่ช่วยเชื่อมโยงที่ j ขาดจะสามารถใช้แบบจำลองนี้ในการหาต้นทุนโครงข่ายที่ไม่สามารถแก้ไขปัญหานี้ช่วยเชื่อมโยงได้รับความเสียหายได้ (without restoration case) หรือกล่าวอีกนัยหนึ่ง คือ สามารถใช้แบบจำลองนี้ในการหาจำนวนเส้นใยแก้วนำแสงทั้งหมดที่เป็น working fiber ที่ซึ่งโครงข่ายต้องการได้ โดยในกรณี VWP คือการรวมสมการที่ 3.15, 3.16 และ 3.18 ส่วนในกรณี WP คือการรวมสมการที่ 3.19, 3.20 และ 3.22 ซึ่งในวิทยานิพนธ์นี้จะใช้แบบจำลองทางคณิตศาสตร์ที่ไม่ได้คำนึงถึงเหตุการณ์ที่ช่วยเชื่อมโยงขาด ในการหาค่าเริ่มต้น ($w_j, a_{sd,i}, a_{sd,i,\lambda}$) ให้กับแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ที่ใช้วิธี optimized spare fiber assignment ในการสร้างแบบจำลอง

เพื่อให้การนำเสนอต่อไปของวิทยานิพนธ์เป็นไปได้อย่างสะดวก จึงขอกำหนดตัวย่อของวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่ที่จะศึกษาไว้ในตารางที่ 3.1 ส่วนตารางที่ 3.2 ได้ทำการสรุปถึงตัวแปรและพารามิเตอร์ที่ต้องกำหนดให้ และที่เป็นผลเฉลยของแต่ละแบบจำลองที่ได้เสนอ ส่วนในตารางที่ 3.3 ได้แสดงจำนวนตัวแปร (number of variables, N_v) และจำนวน constraint (number of constraints, N_c) ของแต่ละแบบจำลอง เมื่อกำหนดให้จำนวน restoration path ของแต่ละคู่โหนด และแต่ละเหตุการณ์ที่ช่วยเชื่อมโยงเสียหายมีค่าเท่ากัน

ตารางที่ 3.1: ตัวอย่างของแต่ละวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่

Restoration schemes	Optimized spare fiber assignment	Jointly optimized spare and working fiber assignment
Mimimal cost		MC
Disjoint path	DJP	JDJP
Single link basis	SLB	JSLB

ตารางที่ 3.2: พารามิเตอร์และตัวแปรที่จะต้องกำหนดให้และที่เป็นผลเฉลยของแบบจำลองทางคณิตศาสตร์

Restoration schemes	Input	Output
MC	$d_{sd}, \delta_{sd,j}, \beta_{sd,n,j}^j, p_{sd},$ r_{sd}, M	$f_j, a_{sd,i}, a_{sd,i,\lambda}, \gamma_{sd,n}^j,$ $\gamma_{sd,n,\lambda}^j$
DJP, SLB	$w_j, d_{sd}, a_{sd,i}, a_{sd,i,\lambda},$ $\delta_{sd,j}, \beta_{sd,n,j}^j, r_{sd}, M$	$s_j, \gamma_{sd,n}^j, \gamma_{sd,n,\lambda}^j$
JDJP, JSLB	$d_{sd}, \delta_{sd,j}, \beta_{sd,n,j}^j, p_{sd},$ r_{sd}, M	$w_j, s_j, a_{sd,i}, a_{sd,i,\lambda},$ $\gamma_{sd,n}^j, \gamma_{sd,n,\lambda}^j$

ตารางที่ 3.3: จำนวนตัวแปร (number of variables, N_v) และจำนวน constraint (number of constraints, N_c) ของแบบจำลอง $\bar{\ell}$ เป็นค่าเฉลี่ยความยาวของเส้นทางที่เป็น active path ทั้งหมดในโครงข่ายโดยนับจากจำนวนสายเชื่อมโยงที่เส้นทางวิ่งผ่าน และสมมติให้จำนวน restoration path ของแต่ละคูโหนด และแต่ละเหตุการณ์ที่สายเชื่อมโยงเสียหายมีค่าเท่ากัน

Restoration schemes	N_v		N_c	
	VWP	WP	VWP	WP
MC	$L + \sum_{sd=1}^m p_{sd} + L \sum_{sd=1}^m r_{sd}$	$L + M \sum_{sd=1}^m p_{sd} + LM \sum_{sd=1}^m r_{sd}$	$m + Lm + L^2$	$m + Lm + L^2 M$
SLB	$L + L \sum_{sd=1}^m r_{sd}$	$L + LM \sum_{sd=1}^m r_{sd}$	$L\{m + (L-1)\}$	$L\{m + (L-1)M\}$
JSLB	$2L + \sum_{sd=1}^m p_{sd} + L \sum_{sd=1}^m r_{sd}$	$2L + M \sum_{sd=1}^m p_{sd} + LM \sum_{sd=1}^m r_{sd}$	$m + Lm + L^2$	$m + Lm + L^2 M$
DJP	$L + L \sum_{sd=1}^m r_{sd}$	$L + LM \sum_{sd=1}^m r_{sd}$	$L\{m + (L-1)\} + (\bar{\ell}-1) \sum_{sd=1}^m r_{sd}$	$L\{m + (L-1)M\} + (\bar{\ell}-1) \sum_{sd=1}^m r_{sd}$
JDJP	$2L + \sum_{sd=1}^m p_{sd} + L \sum_{sd=1}^m r_{sd}$	$2L + M \sum_{sd=1}^m p_{sd} + LM \sum_{sd=1}^m r_{sd}$	$m + Lm + L^2 + (\bar{\ell}-1) \sum_{sd=1}^m r_{sd}$	$m + Lm + L^2 M + (\bar{\ell}-1) \sum_{sd=1}^m r_{sd}$

3.3 แบบจำลองทางคณิตศาสตร์ที่ใช้หาค่าขอบเขตล่างของต้นทุนโครงข่าย

ในหัวข้อนี้จะกล่าวถึงการใช้อินทิเจอร์ลิเนียร์โปรแกรมมิ่ง (ILP) เป็นเทคนิคในการสร้างแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ที่ใช้หาค่าขอบเขตล่างของต้นทุนโครงข่าย (lower bound on network cost) ทั้งต้นทุนที่โครงข่ายใช้งานในสภาวะการทำงานปกติ (หรือต้นทุนกรณีโครงข่ายไม่สามารถแก้ไขปัญหาข่ายเชื่อมโยงเสียหายได้) และต้นทุนกรณีโครงข่ายสามารถแก้ไขปัญหาหนึ่งข่ายเชื่อมโยงเสียหายได้ ซึ่งผลเฉลยที่ได้จากแบบจำลองนี้จะเป็นค่าขอบเขตล่างของต้นทุนโครงข่าย เพราะไม่มีการกำหนดเส้นทาง และ constraint ที่เกี่ยวข้องกับการจัดสรรความยาวคลื่นให้กับโครงข่าย มีเพียงการกำหนดปริมาณกราฟฟิกรูปของแต่ละคูโนดภายในโครงข่ายเท่านั้น

ในแบบจำลองการหาค่าขอบเขตล่างของต้นทุนโครงข่าย นอกจากข้อสมมุติที่กล่าวไว้ในหัวข้อ 3.1 ของบทนี้แล้ว ในแบบจำลองนี้ยังมีข้อสมมุติเพิ่มเติม คือ จำนวนความยาวคลื่นสูงสุดที่สามารถมัลติเพล็กซ์ได้ในเส้นใยแก้วนำแสงมีค่าเท่ากับ 1 ($M=1$) เท่านั้น ดังนั้น จากนิยามของต้นทุนโครงข่ายที่กำหนดไว้ในสมการที่ 1.1 ของบทที่ 1 จะทำให้ต้นทุนโครงข่ายเท่ากับจำนวนเส้นใยแก้วนำแสงทั้งหมดที่โครงข่ายต้องการ โดยมี objective function คือ

$$\min : \left\{ \sum_{j=1}^L f_j \right\}$$

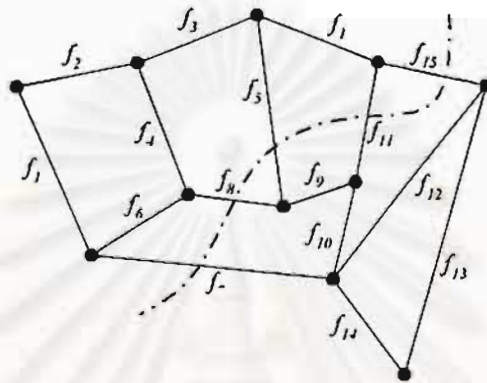
constraint ที่ใช้ในสร้างแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ที่ใช้หาค่าขอบเขตล่างของต้นทุนโครงข่ายสามารถอธิบายได้ดังนี้ จากกราฟโครงข่าย $G(v, \epsilon)$ จะถูกแบ่งออกเป็นสองส่วน คือ กราฟ G_1 และ G_2 โดย ϵ_c ซึ่งจะถูกเรียกว่า cutset เป็นเซตของข่ายเชื่อมโยงที่โนดด้านหนึ่งของข่ายเชื่อมโยงอยู่ในกราฟ G_1 และโนดอีกด้านหนึ่งของข่ายเชื่อมโยงอยู่ในกราฟ G_2 ดังนั้น ปริมาณกราฟฟิกรูปต่ำสุดที่จำเป็นต้องผ่าน cutset, ϵ_c คือ $\rho_{\min}(c)$ ซึ่งหาจากผลรวมของปริมาณกราฟฟิกรูปทั้งหมดที่มีโนดต้นทางและปลายทางอยู่คนละกราฟกัน เพราะฉะนั้น constraint ของแบบจำลองนี้คือ จำนวนเส้นใยแก้วนำแสงของข่ายเชื่อมโยงที่อยู่ใน cutset, ϵ_c ใดๆ อย่างน้อยจะต้องสามารถรองรับปริมาณกราฟฟิกรูปต่ำสุดที่ผ่าน cutset, ϵ_c ได้

$$\sum_j f_j \geq \rho_{\min}(c) \quad \text{โดยที่ } j \in \epsilon_c \quad (3.23)$$

เพื่อให้เข้าใจวิธีการหา constraint ที่อธิบายไว้ให้ชัดเจนมากยิ่งขึ้นจึงยกตัวอย่าง ดังที่ได้แสดงไว้ในรูปที่ 3.2 จากรูป แสดงโครงข่ายที่แทนด้วยกราฟ $G(v, \epsilon)$ ที่มีจำนวนโนดและข่ายเชื่อมโยงทั้งหมดในโครงข่าย $N=11$, $L=15$ ตามลำดับ เมื่อแบ่งกราฟของโครงข่ายออก

เป็นสองส่วนตามเส้นปะ จะได้กราฟ G_1 , G_2 และ cutset, ϵ_c ซึ่งเป็นเซตของชายเชื่อมโยง $\epsilon_c = \{5,7,8,11,15\}$ ดังนั้น ถ้ากำหนดให้ปริมาณกราฟฟิกของแต่ละคูโนดใน โครงข่ายมีค่าเท่ากับ 1 (uniform traffic) จะได้ปริมาณกราฟฟิกต่ำสุดที่ต้องผ่าน cutset นี้ $\rho_{\min}(c)$ คือ $6 \times 5 = 30$ และจะได้ constraint หนึ่งของแบบจำลองการหาค่าขอบเขตล่างของ ต้นทุนโครงข่ายนี้คือ

$$f_5 + f_7 + f_8 + f_{11} + f_{15} \geq 30$$



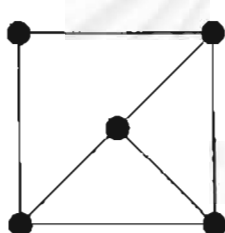
รูปที่ 3.2: ตัวอย่างอธิบายการสร้าง constraint ของแบบจำลองการหาค่าขอบเขตล่างของต้นทุนโครงข่าย

จากจำนวน cutset ที่เป็นไปได้ทั้งหมดของโครงข่าย เราสามารถสร้างจำนวน constraint ได้แค่เพียงสำหรับการหาค่าขอบเขตล่างของต้นทุนโครงข่ายที่ทำงานในสภาวะปกติเท่านั้น หรือกล่าวอีกนัยหนึ่งคือ เป็นเพียงค่าขอบเขตล่างของต้นทุนโครงข่ายที่ไม่ได้คำนึงถึงผลของชายเชื่อมโยงขาด ดังนั้น เพื่อให้แบบจำลองนี้สามารถหาค่าขอบเขตล่างของต้นทุนโครงข่ายที่สามารถจัดสรรเส้นทางใหม่ได้เมื่อหนึ่งชายเชื่อมโยงได้รับความเสียหาย เราจึงจำเป็นต้องเพิ่ม constraint ให้กับแบบจำลอง ซึ่งสามารถกระทำได้ดังนี้ จากกราฟของโครงข่าย $G(v, \epsilon)$ เมื่อนำเอาชายเชื่อมโยงหนึ่งออกจากโครงข่าย และกำหนดให้โครงข่ายที่เอาชายเชื่อมโยงหนึ่งออกเป็นโครงข่ายใหม่ $G_n(v, \epsilon)$ หลังจากนั้นทำการหา constraint โดยใช้วิธีเดียวกับการหา constraint ของกราฟ $G(v, \epsilon)$ เนื่องจากวิธีการนำเอาหนึ่งชายเชื่อมโยงออกจากกราฟเป็นไปได้อย่างทั้งหมด L วิธี เพราะฉะนั้น เราจะได้กราฟ $G_n(v, \epsilon)$ จำนวน L กราฟ และได้ constraint ทั้งหมด L ชุด ซึ่งเมื่อรวมกับ constraint ของกราฟ $G(v, \epsilon)$ ก็จะได้จำนวน constraint ที่เพียงพอที่จะทำให้แบบจำลองนี้สามารถหาค่าขอบเขตล่างของต้นทุนโครงข่ายที่สามารถจัดสรรเส้นทางใหม่ได้เมื่อหนึ่งชายเชื่อมโยงได้รับความเสียหาย

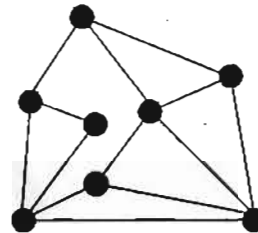
3.4 ผลเฉลยและผลการวิเคราะห์ผลเฉลย

3.4.1 ผลเฉลยและผลการวิเคราะห์ผลเฉลยจากแบบจำลองทางคณิตศาสตร์

ในหัวข้อนี้ จะทำการวิเคราะห์ความซับซ้อน (complexity) และผลเฉลยที่หาจากแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ ที่ได้กล่าวไว้ในหัวข้อที่ 3.2 ทั้งในกรณีโครงข่ายสามารถและไม่สามารถแก้ไขปัญหาหนึ่งข่ายเชื่อมโยงเสียหายได้ (with and without restoration case) ซึ่งในการวิเคราะห์ จะใช้โครงข่ายขนาดเล็ก 2 โครงข่ายที่แสดงในรูปที่ 3.3 (ก) (ข) โดยทั้งสองโครงข่ายจะมีลักษณะทางกายภาพ และปริมาณกราฟฟิกลงดังนี้



(ก)



(ข)

รูปที่ 3.3: โครงข่ายที่ใช้ในการวิเคราะห์ (ก) โครงข่าย SN_7L (ข) โครงข่าย 8N_13L

1. โครงข่ายรูป 3.3 (ก) เป็นโครงข่ายที่มีจำนวนโหนดทั้งหมด (node) 5 โหนด และมีจำนวนข่ายเชื่อมโยง (link) ทั้งหมด 7 ข่ายเชื่อมโยง โดยสมมติให้ ทราฟฟิกของโครงข่ายมีลักษณะเป็น uniform กล่าวคือ ปริมาณทราฟฟิกของแต่ละโหนดมีค่าเท่ากัน และในโครงข่ายนี้กำหนดให้ปริมาณทราฟฟิกของแต่ละโหนดมีค่าเท่ากับ 1 ดังนั้น ปริมาณทราฟฟิกทั้งหมดของโครงข่ายเท่ากับ ${}^5C_2 = 10$ และเพื่อความสะดวกในการอ้างอิงต่อไปขอเรียกโครงข่ายนี้ว่า โครงข่าย SN_7L

2. โครงข่ายรูป 3.3 (ข) เป็นโครงข่ายที่มีขนาดใหญ่กว่าโครงข่ายแรก โดยมีจำนวนโหนดและข่ายเชื่อมโยงทั้งหมด 8 โหนด และ 13 ข่ายเชื่อมโยงตามลำดับ และสมมติให้ลักษณะทราฟฟิกของโครงข่ายนี้เป็นแบบ non-uniform ซึ่งเป็นลักษณะที่ตรงกันข้ามกับทราฟฟิกของโครงข่ายแรก กล่าวคือ ปริมาณทราฟฟิกของแต่ละโหนดมีค่าไม่เท่ากัน ซึ่งในโครงข่ายนี้กำหนดให้ปริมาณ

ทราบฟังก์ชันรวมทั้งหมดของโครงข่ายมีค่าเท่ากับ 57 และเพื่อความสะดวกในการอ้างอิงต่อไปขอเรียกโครงข่ายนี้ว่า โครงข่าย 8N_13L

อนึ่ง ในวิทยานิพนธ์นี้จะใช้โปรแกรมสำเร็จรูปที่ชื่อ CPLEX 6.6.0 [24] ในการคำนวณหาจำนวนเส้นใยแก้วนำแสงทั้งหมดที่โครงข่ายต้องการจากแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ ซึ่งคอมพิวเตอร์ที่ใช้รันโปรแกรมห้างกล่าวคือ เครื่อง PC Intel celeron 300A โดยมี RAM เท่ากับ 64 MB

3.4.1.1 การวิเคราะห์ผลเฉลยและความซับซ้อนของวิธี Optimized spare fiber assignment

ตารางที่ 3.4 แสดงถึงความซับซ้อนของแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ที่ใช้หาจำนวนเส้นใยแก้วนำแสงทั้งหมดที่โครงข่าย 5N_7L ต้องการ ซึ่งความซับซ้อนของแบบจำลองจะแสดงในรูปของจำนวน constraint (หรือ จำนวนสมการ, N_c) และจำนวนตัวแปรทั้งหมด (N_v) ที่ใช้สร้างแบบจำลอง และในแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ของโครงข่าย 5N_7L นี้ จำนวนเส้นทางที่เป็น active path และ restoration path ของแต่ละคู่โหนดที่กำหนดให้กับแบบจำลองไม่ได้จำกัดจำนวนไว้แต่อย่างใด เนื่องจากโครงข่ายดังกล่าวเป็นโครงข่ายที่มีขนาดเล็ก ซึ่งผลของการไม่จำกัดจำนวนเส้นทางให้กับแบบจำลองส่งผลให้จำนวนเส้นใยแก้วนำแสงทั้งหมดที่โครงข่ายต้องการที่ซึ่งคำนวณได้จากแบบจำลอง เป็นจำนวนเส้นใยแก้วนำแสงที่ต่ำที่สุดที่โครงข่าย 5N_7L ต้องการ

ตารางที่ 3.4: จำนวน constraint (N_c) และจำนวนตัวแปร (N_v) ที่ใช้สร้างแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ของโครงข่าย 5N_7L (ก) กรณีโครงข่ายไม่สามารถแก้ไขปัญหาหนึ่งข่ายเชื่อมโยงเสียหายได้ (without restoration case) (ข) และ(ค) กรณีโครงข่ายสามารถจัดสรรเส้นทางใหม่ได้เมื่อหนึ่งข่ายเชื่อมโยงได้รับความเสียหายของโครงข่าย VWP และ WP ตามลำดับ

M	without restoration			
	VWP		WP	
	N_c	N_v	N_c	N_v
1	17	57	17	57
2	17	57	24	107
3	17	57	31	157
4	17	57	38	207
5	17	57	45	257

(ก)

M	Restoration schemes (VWP)									
	MC		SLB		JSLB		DJP		JDJP	
	N_c	N_v	N_c	N_v	N_c	N_v	N_c	N_v	N_c	N_v
1	129	278	112	228	129	287	154	138	171	195
2	129	278	112	228	129	287	154	138	171	195
3	129	278	112	228	129	287	154	138	171	195
4	129	278	112	228	129	287	154	138	171	195
5	129	278	112	228	129	287	154	138	171	195

(ข)

M	Restoration schemes (WP)									
	MC		SLB		JSLB		DJP		JDJP	
	N_c	N_v	N_c	N_v	N_c	N_v	N_c	N_v	N_c	N_v
1	129	278	112	228	129	287	154	138	171	195
2	178	549	154	449	178	570	196	269	220	328
3	227	820	196	670	227	827	238	400	269	485
4	276	1,091	238	891	276	1,098	280	531	318	642
5	325	1,362	280	1,112	325	1,369	322	662	367	799

(ค)

ตารางที่ 3.5: เวลาที่ใช้ในการคำนวณหาผลเฉลย (run time) ของแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ของโครงข่าย 5N_7L (ก) กรณีโครงข่ายไม่สามารถแก้ไขปัญหาหนึ่งข่ายเชื่อมโยงเสียหายได้ (without restoration case) (ข) และ(ค) กรณีโครงข่ายสามารถจัดสรรเส้นทางใหม่ได้เมื่อหนึ่งข่ายเชื่อมโยงได้รับความเสียหายของโครงข่าย VWP และ WP ตามลำดับ

M	Run time (sec)	
	VWP	WP
1	0.49	0.49
2	0.17	0.05
3	0.08	0.61
4	0.05	0.62
5	0.06	1.48

(ก)

M	Run time of VWP case (sec)				
	MC	SLB	JSLB	DJP	JDJP
1	0.10	0.05	2.64	0.01	0.03
2	0.2	0.02	2.72	0.04	0.09
3	0.87	0.07	7.10	0.01	0.27
4	0.29	0.05	2.94	0.04	0.16
5	0.18	0.07	3.82	0.01	0.26

(ข)

M	Run time of WP case (sec)				
	MC	SLB	JSLB	DJP	JDJP
1	0.10	0.05	2.64	0.01	0.03
2	0.73	0.12	22.26	0.09	1.19
3	12.70	0.74	16.31 min	0.26	21.13
4	16.99	1.29	27.56 min	0.55	25.97
5	30.36	2.23	8.49 min	1.26	52.25

(ค)

ตารางที่ 3.6: จำนวนเส้นใยแก้วนำแสงทั้งหมดที่ของโครงข่าย 5N_7L. ต้องการ (ก) กรณีโครงข่ายไม่สามารถแก้ไขปัญหาหนึ่งข่ายเชื่อมโยงเสียหายได้ (without restoration case) (ข) และ(ค) กรณีโครงข่ายสามารถจัดสรรเส้นทางใหม่ได้เมื่อหนึ่งข่ายเชื่อมโยงได้รับความเสียหายของโครงข่าย VWP และ WP ตามลำดับ

M	without restoration	
	VWP	WP
1	13	13
2	7	7
3	5	5
4	5	5
5	5	5

(ก)

M	Restoration schemes (VWP)				
	MC	SLB	JSLB	DJP	JDJP
1	21	21	21	23	22
2	11	11	11	14	11
3	9	10	9	10	9
4	6	7	6	9	7
5	6	6	6	6	6

(ข)

M	Restoration schemes (WP)				
	MC	SLB	JSLB	DJP	JDJP
1	21	21	21	23	22
2	11	11	11	14	11
3	9	10	9	10	9
4	6	8	6	10	7
5	6	8	6	8	6

(ค)

ตารางที่ 3.7: จำนวน constraint (N_c) และจำนวนตัวแปร (N_v) ที่ใช้สร้างแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ของโครงข่าย 8N_13L (ก) กรณีโครงข่ายไม่สามารถแก้ไขปัญหานิ่งข่ายเชื่อมโยงเสียหายได้ (without restoration case) (ข) และ(ค) กรณีโครงข่ายสามารถจัดสรรเส้นทางใหม่ได้เมื่อหนึ่งข่ายเชื่อมโยงได้รับความเสียหายของโครงข่าย VWP และ WP ตามลำดับ

M	without restoration			
	VWP		WP	
	N_c	N_v	N_c	N_v
1	41	153	41	153
2	41	153	54	293
4	41	153	80	573
6	41	153	106	853
8	41	153	132	1,133

(ก)

M	Restoration schemes (VWP)									
	MC		SLB		JSLB		DJP		JDJP	
	N_c	N_v	N_c	N_v	N_c	N_v	N_c	N_v	N_c	N_v
1	561	1,965	520	3,563	561	3,856	733	836	774	927
2	561	1,965	520	3,563	561	3,856	733	836	774	927
4	561	1,965	520	3,563	561	3,856	733	836	774	927
6	561	1,965	520	3,563	561	3,856	733	836	774	927
8	561	1,965	520	3,563	561	3,856	733	836	774	927

(ข)

M	Restoration schemes (WP)									
	MC		SLB		JSLB		DJP		JDJP	
	N_c	N_v	N_c	N_v	N_c	N_v	N_c	N_v	N_c	N_v
1	561	1,965	520	3,563	561	3,856	733	836	774	927
2	730	3,917	676	7,113	730	7,460	889	1,659	943	1,828
4	1,068	7,821	988	14,213	1,068	14,786	1,201	3,305	1,218	3,630
6	1,406	11,725	1,300	21,313	1,406	22,166	1,513	4,915	1,619	5,432
8	1,744	15,269	1,612	28,413	1,744	29,546	1,825	6,597	1,957	7,324

(ค)

ตารางที่ 3.8: เวลาที่ใช้ในการคำนวณหาผลเฉลย (run time) ของแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ของโครงข่าย 8N_13L (ก) กรณีโครงข่ายไม่สามารถแก้ไขปัญหาหนึ่งข่ายเชื่อมโยงเสียหายได้ (without restoration case) (ข) และ(ค) กรณีโครงข่ายสามารถจัดสรรเส้นทางใหม่ได้เมื่อหนึ่งข่ายเชื่อมโยงได้รับความเสียหายของโครงข่าย VWP และ WP ตามลำดับ; * หมายถึงไม่สามารถหาผลเฉลยที่เหมาะสมได้ (optimal value) เนื่องจากกำหนดเวลาคำนวณหาผลเฉลยไว้ไม่เกิน 1 วัน ดังนั้น จึงใช้ผลเฉลยที่ดีที่สุดที่โปรแกรม CPLEX หาได้ภายในเวลาหนึ่งวัน

M	Run time	
	VWP	WP
1	0.02 sec	0.02 sec
2	6.33 min	55.86 min
4	3.25 sec	26.15 sec
6	1.5 sec	4.28 hrs
8	0.95 sec	1.17 min

(ก)

M	Run time of VWP case				
	MC	SLB	JSLB	DJP	JDJP
1	54.68 sec	19.55 sec	3.96 min	0.51 sec	1.09 sec
2	3.15 min	42.09 sec	5.54 hrs	0.25 sec	30.24 sec
4	4.96 min	1.45 min	9.68 hrs	0.16 sec	16.16 sec
6	11.13 min	2.12 min	14.67 hrs	0.14 sec	52.47 sec
8	10.06 min	1.48 min	10.16 hrs	0.14 sec	49.58 sec

(ข)

M	Run time of WP case				
	MC	SLB	JSLB	DJP	JDJP
1	54.68 sec	19.55 sec	3.96 min	0.51 sec	1.09 sec
2	43.21 min	44.06 sec	8.15 hrs	1.95 sec	19.17 min
4	4.25 hrs	2.71 hrs	1 day *	16.46 sec	6.15 hrs
6	9.09 hrs	4.49 min	1 day *	49.65 sec	1.10 hrs
8	2.78 hrs	19.95 min	1 day *	2.03 min	11.83 hrs

(ค)

ตารางที่ 3.9: จำนวนเส้นใยแก้วนำแสงทั้งหมดที่ของโครงข่าย 8N_13L ต้องการ (ก) กรณีโครงข่ายไม่สามารถแก้ไขปัญหาหนึ่งข่ายเชื่อมโยงเสียหายได้ (without restoration case) (ข) และ(ค) กรณีโครงข่ายสามารถจัดสรรเส้นทางใหม่ได้เมื่อหนึ่งข่ายเชื่อมโยงได้รับความเสียหายของโครงข่าย VWP และ WP ตามลำดับ

M	without restoration	
	VWP	WP
1	88	88
2	46	46
4	23	23
6	16	16
8	13	13

(ก)

M	Restoration schemes (VWP)				
	MC	SLB	JSLB	DJP	JDJP
1	125	127	125	149	136
2	64	66	65	75	69
4	33	35	33	41	36
6	23	25	23	30	24
8	19	21	19	24	20

(ข)

M	Restoration schemes (VWP)				
	MC	SLB	JSLB	DJP	JDJP
1	125	127	125	149	136
2	64	66	65	75	69
4	33	35	33	41	37
6	24	25	24	30	24
8	19	21	20	26	21

(ค)

เมื่อพิจารณาความซับซ้อนในกรณีโครงข่ายไม่สามารถแก้ไขปัญหานึ่งข่ายเชื่อมโยงได้ (without restoration case) ซึ่งสามารถสร้างแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ได้จากการรวมสมการที่ 3.15, 3.16, 3.18 สำหรับกรณี VWP หรือสมการที่ 3.19, 3.20, 3.22 สำหรับกรณี WP จากตาราง 3.4 (ก) จะเห็นว่า ในกรณีโครงข่ายประเภท VWP จำนวน constraint และจำนวนตัวแปรทั้งหมดที่ใช้สร้างแบบจำลองไม่ขึ้นอยู่กับจำนวนความยาวคลื่นสูงสุดที่สามารถมัลติเพล็กซ์ได้ในเส้นใยแก้วนำแสง (M) ซึ่งจากตารางอ่านค่าจำนวน constraint, $N_c = 17$ และ จำนวนตัวแปร, $N_v = 57$ แต่ในทางตรงกันข้ามเมื่อพิจารณาโครงข่ายประเภท WP จำนวน constraint และจำนวนตัวแปรของแบบจำลองมีความสัมพันธ์กับค่า M กล่าวคือ จำนวน constraint และจำนวนตัวแปรจะเพิ่มขึ้นตามค่า M ที่เพิ่มขึ้น (ดังสมการในตารางที่ 3.3) ยกตัวอย่างเช่น ที่ $M = 2$, $N_c = 24$ และ $N_v = 107$ และเมื่อ M เพิ่มขึ้นเป็น 5 N_c และ N_v จะเพิ่มขึ้นเป็น 45 และ 257 ตามลำดับ ดังนั้น จากการวิเคราะห์ จึงสามารถสรุปได้ว่า กรณีโครงข่ายไม่สามารถแก้ไขปัญหานึ่งข่ายเชื่อมโยงเสียหายได้ แบบจำลองของโครงข่าย WP มีความซับซ้อนมากกว่าแบบจำลองของโครงข่าย VWP ดังนั้น เมื่อพิจารณาในเชิงของเวลาที่ใช้คำนวณหาผลเฉลย (computational time) สามารถกล่าวได้ว่า แบบจำลองทางคณิตศาสตร์ของโครงข่าย WP จะใช้เวลาคำนวณหาผลเฉลยนานกว่าแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ของโครงข่าย VWP ดังที่ได้แสดงไว้ในตารางที่ 3.5 (ก) ยกตัวอย่างเช่น ที่ $M = 5$ แบบจำลองของโครงข่าย WP จะใช้เวลา 1.48 วินาที ส่วนในโครงข่าย VWP จะใช้ลดลงเหลือ 0.06 วินาที

เมื่อพิจารณาจำนวน constraint และจำนวนตัวแปรในกรณีโครงข่าย 5N_7L สามารถแก้ไขปัญหานึ่งข่ายเชื่อมโยงเสียหายได้ ด้วยวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ SLB และ DJP โดยใช้วิธี optimized spare fiber assignment ในการสร้างแบบจำลอง ซึ่งจากตารางที่ 3.4 (ข) และ (ค) จะเห็นว่า ในกรณีโครงข่าย VWP จำนวน constraint และจำนวนตัวแปรไม่ขึ้นอยู่กับค่า M เหมือนกับกรณี without restoration แต่อย่างไรก็ตาม จำนวน constraint และจำนวนตัวแปรในกรณีนี้จะมากกว่ากรณี without restoration ทั้งนี้เพราะ ในแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ของกรณีนี้จะต้องคิดทุกๆเหตุการณ์ที่เป็นไปได้ที่หนึ่งข่ายเชื่อมโยงขาด เพื่อให้ทำให้ผลเฉลยที่ได้จากแบบจำลองสามารถแก้ไขปัญหานึ่งข่ายเชื่อมโยงเสียหายได้ทุกๆเหตุการณ์ที่เป็นไปได้ที่หนึ่งข่ายเชื่อมโยงขาด และเมื่อพิจารณากรณี WP จะเห็นว่า จำนวน constraint และจำนวนตัวแปรจะขึ้นอยู่กับค่า M เช่นเดียวกับกรณี without restoration ดังนั้น เมื่อพิจารณาในเชิงของเวลาที่ใช้คำนวณหาผลเฉลยก็จะให้ข้อสรุปเหมือนกับกรณี without restoration กล่าวคือ โดยเฉลี่ยแล้ว เวลาในการคำนวณหาผลเฉลยของกรณี VWP จะเร็วกว่ากรณี WP ดังที่ได้แสดงไว้ในตารางที่ 3.5 (ข) (ค) ยกตัวอย่างเช่น ที่ $M = 5$ แบบจำลองของวิธี SLB และ DJP ประเภท VWP ใช้เวลาแค่เพียง 0.07 และ 0.01

วินาที ตามลำดับ แต่ถ้าเป็นแบบจำลองของวิธี SLB และ DJP ประเภท WP จะใช้เวลาเพิ่มขึ้นเป็น 2.23 และ 1.26 วินาที ตามลำดับ

เมื่อเปรียบเทียบความซับซ้อนระหว่างแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ของวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ SLB กับ DJP จะเห็นว่า ไม่ว่าจะเป็นโครงข่ายประเภท VWP หรือ WP วิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ DJP ต้องการจำนวน constraint มากกว่าวิธี SLB ทั้งนี้เพราะ วิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ DJP จำเป็นต้องเพิ่ม constraint ให้กับแบบจำลอง (สมการที่ 3.3 สำหรับ VWP และ 3.7 สำหรับ WP) เพื่อให้แต่ละเส้นทางที่เป็น active path มีเพียงหนึ่งเส้นทางที่เป็น restoration path (1:1) เท่านั้น แต่อย่างไรก็ตาม จำนวน constraint ที่เพิ่มให้กับแบบจำลองจะมีค่าคงที่ไม่เพิ่มตามค่า M และจะไม่เพิ่มขึ้นตามประเภทของโครงข่ายด้วย ไม่ว่าจะโครงข่ายนั้นจะเป็นโครงข่ายประเภท WP หรือ VWP ซึ่งในโครงข่าย SN_7L นี้ มีจำนวน constraint เพิ่มขึ้น 42 constraint ดังนั้น เมื่อพิจารณาในเชิงของเวลาที่ใช้คำนวณหาผลเฉลยระหว่างวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ SLB และ DJP น่าจะสามารถสรุปได้ว่าเวลาดำเนินการหาผลเฉลยของวิธี DJP ควรจะนานกว่าวิธี SLB ทั้งนี้เพราะ จำนวน constraint ของวิธี DJP มากกว่าวิธี SLB แต่อย่างไรก็ตาม เมื่อพิจารณาตาราง 3.5(ข) (ค) จะเห็นว่า ข้อสรุปดังกล่าวไม่เป็นจริง เพราะ เวลาการหาผลเฉลยของแบบ DJP กลับน้อยกว่าแบบ SLB ยกตัวอย่างเช่น เวลาการคำนวณหาผลเฉลยที่ $M=4$ ของโครงข่ายประเภท WP วิธี DJP ใช้เวลาแค่เพียง 0.55 วินาที ขณะที่วิธี SLB ใช้เวลานานกว่า กล่าวคือ ใช้เวลา 1.29 วินาที เหตุที่เป็นเช่นนี้ เพราะ เส้นทางที่เป็น restoration path ที่กำหนดให้กับวิธี DJP ต้องเป็น node disjoint path ซึ่งเป็นที่แน่นอนว่า จำนวนเส้นทางประเภทนี้ที่กำหนดให้กับวิธี DJP น้อยกว่าเส้นทางที่กำหนดให้กับวิธี SLB ดังนั้นจึงส่งผลให้ จำนวนตัวแปรของ DJP น้อยกว่าวิธี SLB และจากตาราง จะเห็นว่า น้อยกว่าเป็นจำนวนที่มากกว่าการเพิ่มขึ้นของจำนวน constraint ของวิธี DJP เมื่อเทียบกับวิธี SLB ยกตัวอย่างเช่น ที่ $M=5$ ของโครงข่าย WP จำนวนตัวแปรของวิธี DJP น้อยกว่าวิธี SLB อยู่ 450 ตัวแปร แต่วิธี DJP กลับมีจำนวน constraint มากกว่าวิธี SLB แค่เพียง 42 constraint เท่านั้น เพราะฉะนั้น จึงส่งผลให้เวลาในการคำนวณหาผลเฉลยของวิธี DJP จึงน้อยกว่าวิธี SLB

ตารางที่ 3.7 ได้แสดงจำนวน constraint และจำนวนตัวแปรของโครงข่าย 8N_13L ที่ทราบฟิสิกของโครงข่ายเป็น non-uniform เนื่องจากโครงข่ายนี้ แต่ละคูโนดมีเส้นทางเป็นจำนวนมาก ดังนั้นถ้ากำหนดเส้นทางทั้งหมดให้กับแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ จะส่งผลให้ไม่สามารถคำนวณหาผลเฉลยได้ในเวลาอันเหมาะสม ดังนั้นในการศึกษาโครงข่ายนี้ จึงจำเป็นที่จะต้องมีการจำกัดจำนวนเส้นทางให้กับแต่ละคูโนดในแบบจำลอง โดยในการศึกษาโครงข่ายนี้ กำหนดให้แต่ละ

คูโหนดมีเส้นทางที่ใช้เลือกได้ไม่เกิน 5 เส้นทาง ($r_w \leq 5$) ซึ่ง 5 เส้นทางที่กำหนดให้กับแต่ละคูโหนด จะเป็น 5 เส้นทางแรกที่มีระยะทางสั้นที่สุดเมื่อเทียบกับเส้นทางอื่นๆของคูโหนดเดียวกัน เหตุผลที่เลือกใช้เฉพาะเส้นทางที่สั้นที่สุด เพราะเส้นทางดังกล่าวจะใช้เส้นใยแก้วนำแสงระหว่างโหนดต้นทางถึงปลายทางเป็นจำนวนน้อยกว่าเส้นทางอื่นๆของคูโหนดเดียวกัน ดังนั้น เส้นทางดังกล่าวน่าจะส่งผลให้จำนวนเส้นใยแก้วนำแสงทั้งหมดที่โครงข่ายต้องการสามารถต่ำสุดได้

เมื่อพิจารณาดารางที่ 3.7 ทั้งกรณีโครงข่าย 8N_13L สามารถและไม่สามารรถแก้ไขปัญหานึ่งข่ายเชื่อมโยงได้ ซึ่งในกรณีโครงข่าย VWP จะเห็นว่า จำนวนตัวแปรและจำนวน constraint ไม่ขึ้นอยู่กับค่า M แต่ในทางตรงกันข้าม เมื่อพิจารณาโครงข่าย WP จำนวน constraint และจำนวนตัวแปรจะเพิ่มขึ้นเมื่อ M มีค่าสูงขึ้น ซึ่งข้อสรุปที่ได้นี้ตรงกับข้อสรุปของโครงข่าย SN_7L แต่อย่างไรก็ตาม เนื่องจากโครงข่ายนี้มีขนาดใหญ่มากกว่าโครงข่าย SN_7L ดังนั้น จำนวน constraint และจำนวนตัวแปรของโครงข่ายนี้จึงมากกว่าโครงข่าย SN_7L เพราะฉะนั้น เวลาที่ใช้ในการคำนวณหาผลเฉลยของโครงข่าย 8N_13L จึงนานกว่าเวลาในการคำนวณหาผลเฉลยของโครงข่าย SN_7L ดังที่แสดงไว้ในตารางที่ 3.8

เรื่องต่อไปที่จะทำการวิเคราะห์คือ การวิเคราะห์จำนวนเส้นใยแก้วนำแสงทั้งหมดที่โครงข่ายต้องการ (total number of fibers requirement) เมื่อพิจารณากรณีที่โครงข่าย SN_7L ไม่สามารถแก้ไขปัญหานึ่งข่ายเชื่อมโยงเสียหายได้ (without restoration case) ที่ซึ่งได้แสดงผลเฉลยไว้ในตารางที่ 3.6 (ก) จากตาราง จะเห็นว่า จำนวนเส้นใยแก้วนำแสงทั้งหมดที่โครงข่ายต้องการจะลดลงเมื่อ M มีค่าสูงขึ้น ทั้งนี้มีสาเหตุมาจาก เมื่อค่า M ของเส้นใยแก้วนำแสงมีค่าสูงขึ้นนั้น หมายถึง แต่ละเส้นใยแก้วนำแสงมีช่องสัญญาณเป็นจำนวนมากขึ้นด้วย ดังนั้น จำนวนเส้นใยแก้วนำแสงที่โครงข่ายต้องการจึงสามารถลดลงได้เมื่อเปรียบเทียบค่า M ของเส้นใยแก้วนำแสงที่ต่ำกว่า ยกตัวอย่างเช่น ที่ $M=1$ โครงข่ายต้องการเส้นใยแก้วนำแสง 13 เส้น และเมื่อ $M=2$ โครงข่ายต้องการเส้นใยแก้วนำแสงลดลงเหลือ 7 เส้น ซึ่งเมื่อคิดค่านี้เฉลี่ยต่อจำนวนข่ายเชื่อมโยงของโครงข่าย จะหมายถึงที่ $M=2$ แต่ละข่ายเชื่อมโยงต้องการเพียง 1 เส้นใยแก้วนำแสงเท่านั้น และเมื่อเพิ่มค่า M ให้สูงขึ้นอีกก็จะเกิดเหตุการณ์ที่บางข่ายเชื่อมโยงของโครงข่ายไม่ต้องการเส้นใยแก้วนำแสง เพราะจำนวนเส้นใยแก้วนำแสงที่โครงข่ายต้องการมีค่าน้อยกว่าจำนวนข่ายเชื่อมโยง กล่าวคือ จากตารางเมื่อ $M \geq 3$ โครงข่ายต้องการเส้นใยแก้วนำแสงเพียง 5 เส้น เท่านั้น (ผลของค่า M ที่มีต่อจำนวนเส้นใยแก้วนำแสงจะทำการวิเคราะห์อย่างละเอียดอีกครั้งในบทที่ 4) และเมื่อเปรียบเทียบระหว่างผลเฉลยของโครงข่ายประเภท VWP กับ WP เพื่อศึกษา อิทธิพลของอุปกรณ์แปลงผันความยาวคลื่นที่มีต่อต้นทุนโครง

ข่าย จะเห็นว่า สำหรับทุกๆ ค่า M จำนวนเส้นใยแก้วนำแสงที่โครงข่ายทั้ง 2 ประเภทต้องการมีค่าเท่ากัน ดังนั้น จึงสามารถสรุปได้ว่า ในกรณีที่โครงข่าย SN_7L ไม่สามารถแก้ไขปัญหานี้ ข่ายเชื่อมโยงเสียหายได้ อุปกรณ์แปลงผันความยาวคลื่นที่ติดตั้งที่ในตัวของโครงข่ายไม่มีผลต่อต้นทุนของโครงข่ายแต่อย่างใด

เมื่อพิจารณากรณีโครงข่าย SN_7L สามารถแก้ไขปัญหานี้ข่ายเชื่อมโยงเสียหายได้ด้วยวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ SLB และ DJP ที่ซึ่งหาจำนวนเส้นใยแก้วนำแสงที่โครงข่ายต้องการจากวิธี optimized spare fiber assignment และได้แสดงผลไว้ตาราง 3.6 (ข) (ค) จากตาราง จะเห็นว่า โครงข่ายต้องการเส้นใยแก้วนำแสงเป็นจำนวนที่เพิ่มขึ้นเมื่อเปรียบเทียบกับกรณี without restoration ทั้งนี้เพราะ โครงข่ายจะต้องสำรองเส้นใยแก้วนำแสงไว้ส่วนหนึ่ง (spare fiber) เพื่อรองรับเส้นทางที่เป็น restoration path เมื่อเกิดเหตุการณ์ที่หนึ่งข่ายเชื่อมโยงเสียหายแต่อย่างไรก็ตาม ถ้าโครงข่ายหันมาใช้วิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ SLB เพื่อแก้ไขปัญหานี้ ข่ายเชื่อมโยงเสียหายก็จะสามารถประหยัดเส้นใยแก้วนำแสงได้เมื่อเทียบกับวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ DJP (ดังที่กล่าวไว้ในบทที่ 2) ซึ่งในโครงข่าย SN_7L นี้ จะสามารถประหยัดเส้นใยแก้วนำแสงได้ประมาณ 9-28% และ 9-27% เมื่อเทียบกับวิธี DJP สำหรับโครงข่ายประเภท VWP และ WP ตามลำดับ แต่อย่างไรก็ตาม ยังมีบางค่า M ที่ทั้งสองวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่ที่ต้องการเส้นใยแก้วนำแสงเป็นจำนวนที่เท่ากัน ยกตัวอย่างเช่น จากตารางที่ 3.6 (ข) (ค) ทั้งประเภท VWP และ WP ที่ $M = 3$ โครงข่ายต้องการเส้นใยแก้วนำแสงเท่ากันคือเท่ากับ 10 เส้น และเมื่อเปรียบเทียบระหว่างผลเฉลยของโครงข่ายประเภท VWP กับ WP จะเห็นว่า ในกรณีวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ SLB ที่ $1 \leq M \leq 3$ ทั้งสองประเภทโครงข่ายให้ผลเฉลยที่เท่ากัน ซึ่งแสดงนัยว่า ที่ค่า M ช่วงนี้ อุปกรณ์แปลงผันความยาวคลื่นไม่มีผลต่อต้นทุนโครงข่าย แต่อย่างไรก็ตาม เมื่อพิจารณาค่า M ที่สูงขึ้น ($M = 4, 5$) อุปกรณ์แปลงผันความยาวคลื่นเริ่มมีผลทำให้ต้นทุนหรือจำนวนเส้นใยแก้วนำแสงที่โครงข่ายต้องการสามารถลดลงได้ โดยจากตารางสามารถลดจำนวนเส้นใยแก้วนำแสงลงได้ประมาณ 14% สำหรับค่า $M = 4$ และที่ $M = 5$ สามารถลดเส้นใยแก้วนำแสงได้ประมาณ 33% และในทำนองเดียวกัน เมื่อพิจารณาวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ DJP อุปกรณ์แปลงผันความยาวคลื่นก็จะเริ่มมีผลต่อต้นทุนโครงข่ายที่ค่า $M = 4$ และ 5 เหมือนกับกรณี SLB โดยอุปกรณ์แปลงผันความยาวคลื่นสามารถลดต้นทุนได้ประมาณ 11%, 33% ที่ $M = 4$ และ 5 ตามลำดับ ดังนั้น สำหรับโครงข่าย SN_7L ที่ใช้วิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ SLB และ DJP ที่ซึ่งหาผลเฉลยจากวิธีการสร้างแบบจำลอง optimized spare fiber assignment สามารถสรุปได้ว่า อุปกรณ์แปลงผันความยาวคลื่นสามารถลดต้นทุนของโครงข่ายได้เพียงบางค่าของค่า M เท่านั้น

สำหรับโครงข่าย 8N_13L เมื่อพิจารณาจำนวนเส้นใยแก้วนำแสงทั้งหมดที่โครงข่ายต้องการที่ซึ่งได้แสดงจำนวนเส้นใยแก้วนำแสงทั้งหมดที่โครงข่ายต้องการไว้ในตารางที่ 3.9 จากตาราง จะเห็นว่า ในกรณีโครงข่ายไม่สามารถแก้ไขปัญหานี้ข้างเชื่อมโยงเสียหายได้ (ตาราง 3.9 (ก)) จำนวนเส้นใยแก้วนำแสงทั้งหมดที่โครงข่ายต้องการจะสามารถลดลงได้เมื่อค่า M ของเส้นใยแก้วนำแสงมีค่าสูงขึ้น ซึ่งข้อสังเกตที่ได้นี้ตรงกับข้อสังเกตในกรณีโครงข่าย 5N_7L แต่อย่างไรก็ตาม เนื่องจากโครงข่าย 8N_13L เป็นโครงข่ายที่มีขนาดใหญ่กว่า 5N_7L รวมทั้งโครงข่ายมีกราฟฟิกเป็นปริมาณที่มากกว่าด้วย ดังนั้น โครงข่าย 8N_13L จึงต้องการจำนวนเส้นใยแก้วนำแสงมากกว่าโครงข่าย 5N_7L และเมื่อเปรียบเทียบระหว่างผลเฉลี่ยของโครงข่าย 8N_13L ประเภท VWP กับ WP ในกรณีโครงข่ายไม่สามารถแก้ไขปัญหานี้ข้างเชื่อมโยงเสียหายได้ จะเห็นว่า สำหรับทุกค่า M ทั้งสองประเภทโครงข่ายมีผลเฉลี่ยที่เท่ากัน ดังนั้น ในกรณีโครงข่าย 8N_13L ไม่สามารถแก้ไขปัญหานี้ข้างเชื่อมโยงเสียหายได้ การติดตั้งอุปกรณ์แปลงผันความยาวคลื่นให้กับโหนดของโครงข่ายไม่สามารถลดต้นทุนของโครงข่ายได้

ในกรณีโครงข่าย 8N_13L สามารถแก้ไขปัญหานี้ข้างเชื่อมโยงเสียหายได้ ด้วยวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ SLB และ DJP ซึ่งหลังจากใช้แบบจำลองทางคณิตศาสตร์ในการหาผลเฉลี่ย ได้ทำการสรุปผลเฉลี่ยไว้ตารางที่ 3.9 (ข) (ค) และจากตาราง จะเห็นว่า สำหรับทุกค่า M วิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ SLB ต้องการเส้นใยแก้วนำแสงน้อยกว่าแบบ DJP โดยในโครงข่าย VWP วิธี SLB ต้องการจำนวนเส้นใยแก้วนำแสงน้อยกว่าวิธี DJP ประมาณ 13-20% และเมื่อโครงข่ายเป็นประเภท WP วิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ SLB สามารถประหยัดเส้นใยแก้วนำแสงได้ประมาณ 13-23% และเมื่อเปรียบเทียบระหว่างผลเฉลี่ยของโครงข่ายประเภท VWP กับ WP ที่ใช้วิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ SLB และ DJP เพื่อศึกษาอิทธิพลของอุปกรณ์แปลงผันความยาวคลื่นที่มีต่อต้นทุนโครงข่าย จะเห็นว่า โดยส่วนมากอุปกรณ์แปลงผันความยาวคลื่นไม่สามารถลดต้นทุนโครงข่ายได้ เพราะผลเฉลี่ยของทั้งสองประเภทโครงข่ายมีค่าเท่ากัน ยกเว้นกรณีที่ $M=8$ สำหรับวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ DJP อุปกรณ์แปลงผันความยาวคลื่นสามารถลดต้นทุนของโครงข่ายได้ประมาณ 8% แต่อย่างไรก็ตาม เพอร์เซ็นต์ดังกล่าวถือว่าเป็นเปอร์เซ็นต์ที่น้อยมาก ดังนั้น ในโครงข่าย 8N_13L ถ้าใช้วิธี optimized spare fiber assignment ในการหาผลเฉลี่ยของวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ SLB และ DJP จึงสามารถสรุปได้ว่า อุปกรณ์ความยาวคลื่นไม่มีผลต่อการลดลงของต้นทุนโครงข่าย

3.4.1.2 การวิเคราะห์ผลเฉลยและความซับซ้อนของวิธี Jointly optimized working and spare fiber assignment

จากที่กล่าวมาแล้วในหัวข้อที่ 3.2 ว่า jointly optimized working and spare fiber assignment เป็นวิธีการสร้างแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ที่ไม่ต้องมีการกำหนดเส้นทางและความยาวคลื่นให้กับเส้นทางที่เป็น active path ให้กับแบบจำลองเหมือนกับวิธี optimized spare fiber assignment ซึ่งเรื่องแรกที่จะทำการวิเคราะห์เกี่ยวกับวิธีนี้คือ การวิเคราะห์ความซับซ้อน (complexity) ของแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ที่ใช้วิธี jointly optimized working and spare fiber assignment ในการสร้างแบบจำลอง

ตารางที่ 3.4 (ข) (ค) และตารางที่ 3.7 (ข) (ค) แสดงความซับซ้อนของแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ของโครงข่าย SN_7L และโครงข่าย SN_13L ผ่านทางจำนวน constraint (N_c) และจำนวนตัวแปร (N_v) ทั้งหมดของแบบจำลอง ซึ่งจากตาราง เมื่อพิจารณาโครงข่ายประเภท VWP ของทั้งสองโครงข่าย จะเห็นว่า **ไม่ว่าจะเป็นวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ MC JSLB หรือ JDJP จำนวน constraint และจำนวนตัวแปรของแบบจำลองไม่ขึ้นอยู่กับค่า M ของเส้นใยแก้วนำแสง แต่ในทางตรงกันข้าม สำหรับโครงข่าย WP จำนวน constraint และจำนวนตัวแปรจะเพิ่มขึ้นเมื่อค่า M เพิ่มขึ้น ซึ่งข้อสรุปดังกล่าวที่ได้จากตารางตรงกับแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ที่ใช้วิธี optimized spare fiber assignment ในการสร้างแบบจำลอง แต่อย่างไรก็ตาม เนื่องจากวิธี jointly optimized working and spare fiber assignment จำเป็นที่จะต้องเพิ่ม constraint และตัวแปรให้กับแบบจำลอง เพื่อให้หาเส้นทางและความยาวคลื่นให้กับเส้นทางที่เป็น active path ด้วยดังนั้น วิธี jointly optimized working and spare fiber assignment จึงมีความซับซ้อนในการสร้างแบบจำลองมากกว่าวิธี optimized spare fiber assignment ดังนั้น จึงเป็นผลให้เวลาในการคำนวณหาผลเฉลยของวิธี jointly optimized working and spare fiber assignment นานกว่าแบบจำลองที่ใช้วิธี optimized spare fiber assignment ดังที่แสดงไว้ในตารางที่ 3.5(ข) (ค) และตารางที่ 3.8 (ข) (ค) ยกตัวอย่างเช่น ที่ตาราง 3.8 (ค) เมื่อ $M=8$ วิธี JDJP ใช้เวลาในการหาผลเฉลยนานถึง 11.83 ชั่วโมง แต่ถ้าเป็นวิธี DJP จะใช้เวลาเพียง 49.58 วินาทีเท่านั้น**

เมื่อเปรียบเทียบความซับซ้อนระหว่างวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ MC JSLB และ JDJP จะเห็นว่า ทั้งสองโครงข่ายที่ใช้ในการทดลอง วิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ MC และ JSLB มีจำนวน constraint ที่เท่ากัน แต่เมื่อเปรียบเทียบกับจำนวน constraint ของวิธีการจัดสรรเส้นทางแบบ JDJP วิธีการจัดสรรเส้นทางแบบ JDJP จะมีจำนวน constraint ที่มากกว่า ทั้งนี้เพราะแบบจำลองของวิธี JDJP จะต้องเพิ่ม constraint เพื่อให้แต่ละเส้นทางที่เป็น active path จะมี

เพียงหนึ่งเส้นทางที่เป็น restoration path ดังนั้น ผลของจำนวน constraint ที่มากกว่าน่าจะส่งผลให้ แบบจำลองทางคณิตศาสตร์ของวิธี JDJP ต้องการเวลาในการหาผลเฉลยนานกว่าแบบ JSLB และ MC แต่อย่างไรก็ตาม เมื่อลองพิจารณาตารางที่ 3.8 (ข) ซึ่งแสดงเวลาใช้ในการคำนวณหาผลเฉลยของโครงข่าย 8N_13L ประเภท VWP จะเห็นว่า ข้อสรุปดังกล่าวไม่เป็นจริง เพราะ โดยเฉลี่ยแล้วเวลาในการคำนวณหาผลเฉลยของ JDJP กลับน้อยกว่าแบบ JSLB และ MC ยกตัวอย่างเช่น ที่ $M=2$ แบบจำลองทางคณิตศาสตร์ของวิธี JDJP ต้องการเวลาในการหาผลเฉลย 30.24 วินาที ซึ่งเวลานี้น้อยกว่าเวลาในการคำนวณหาผลเฉลยของวิธี MC และ JSLB ประมาณ 2.64 นาทีและ 5.53 ชั่วโมง ตามลำดับ เหตุที่เป็นเช่นนี้ เพราะจำนวนเส้นทางที่กำหนดให้กับวิธี JDJP ต้องเป็น node disjoint path เท่านั้น ซึ่งเมื่อสังเกต topology โครงข่าย จะเห็นว่า จำนวนเส้นทางที่มีลักษณะดังกล่าวมีจำนวนน้อยกว่าจำนวนเส้นทางที่กำหนดให้กับ MC และ JSLB ดังนั้น จึงเป็นผลให้จำนวนตัวแปรของ JDJP น้อยกว่าแบบ MC และ JSLB ซึ่งจำนวนตัวแปรของวิธี JDJP ที่น้อยกว่านี้ ทำให้แบบจำลองของวิธี JDJP มีความซับซ้อนน้อยลง แม้ว่าวิธี JDJP มีจำนวน constraint มากกว่าวิธี MC และ JSLB ก็ตาม ทั้งนี้เพราะ เหตุผลเดียวกับที่เคยอธิบายไว้ในวิธี optimized spare fiber assignment ระหว่างเวลาการคำนวณหาผลเฉลยของวิธี SLB กับ DJP เพราะฉะนั้น จากผลการวิเคราะห์ทั้งหมด จึงสามารถสรุปได้ว่า โดยเฉลี่ยแล้วเวลาที่ใช้คำนวณหาผลเฉลยของวิธี JDJP น้อยกว่าแบบ MC และ JSLB

เมื่อเปรียบเทียบเวลาที่ใช้คำนวณหาผลเฉลยระหว่างโครงข่าย 5N_7L และโครงข่าย 8N_13L ที่ซึ่งได้แสดงไว้ในตารางที่ 3.5 และ 3.8 จากตาราง จะเห็นว่า โดยเฉลี่ยแล้วโครงข่าย 8N_13L ต้องการเวลาในการคำนวณหาผลเฉลยนานกว่าโครงข่าย 5N_7L โดยทุกๆแบบจำลองของโครงข่าย 5N_7L ใช้เวลานานสุดไม่เกินครึ่งชั่วโมง แต่ในโครงข่าย 8N_13L ต้องการเวลาในการคำนวณนานสุดเกินกว่า 1 วัน ทั้งนี้มีสาเหตุมาจาก แบบจำลองโครงข่าย 8N_13L มีความซับซ้อนมากกว่าโครงข่าย 5N_7L และความซับซ้อนของแบบจำลองจะเพิ่มขึ้นตามขนาดของโครงข่าย ดังนั้น จากการศึกษาเรื่องความซับซ้อนและเวลาที่ใช้ในการคำนวณหาผลเฉลยของแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ เราสามารถสรุปถึงข้อจำกัดของแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ได้ว่า แบบจำลองทางคณิตศาสตร์ที่ใช้หาต้นทุนโครงข่ายเหมาะสมกับการหาต้นทุนของโครงข่ายที่มีขนาดเล็กเท่านั้น ไม่เหมาะสมกับการหาต้นทุนของโครงข่ายขนาดใหญ่ ทั้งนี้เพราะความไม่เหมาะสมของเวลาที่ใช้ในการคำนวณหาผลเฉลย ดังนั้น เพื่อให้สามารถหาต้นทุนของโครงข่ายที่มีขนาดใหญ่ได้ ในบทต่อไปของวิทยานิพนธ์นี้ จึงเสนอวิธีการใช้ heuristic algorithms ในการหาต้นทุนโครงข่ายแทนการใช้แบบจำลองทางคณิตศาสตร์

เรื่องต่อไปที่หัวข้อนี้จะทำการวิเคราะห์คือ การวิเคราะห์เรื่องจำนวนเส้นใยแก้วนำแสงทั้งหมดที่โครงข่ายต้องการ ที่ซึ่งหาจากวิธี jointly optimized working and spare fiber assignment ตารางที่ 3.6 (ข) (ค) แสดงจำนวนเส้นใยแก้วนำแสงทั้งหมดที่โครงข่าย 5N_7L ต้องการ และเมื่อเปรียบเทียบระหว่างผลเฉลยของวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่ MC และ JSLB จะเห็นว่า สำหรับทุกๆ ค่า M วิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ MC ต้องการเส้นใยแก้วนำแสงเท่ากับวิธี JSLB ไม่ว่าโครงข่ายนั้นจะเป็นประเภท VWP หรือ WP ซึ่งจากผลการเปรียบเทียบแสดงนัยว่า วิธี JSLB เป็นวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่ที่มีประสิทธิภาพเพียงพอที่จะทำให้ต้นทุนโครงข่ายต่ำสุดได้ และเมื่อเปรียบเทียบระหว่างผลเฉลยวิธี JSLB กับ JDJP จะเห็นว่า เกือบทุกค่า M วิธี JSLB มีค่าเท่ากับวิธี JDJP มีเพียงบางค่า M เท่านั้นที่ผลเฉลยของทั้งสองวิธีการมีค่าไม่เท่ากัน กล่าวคือ วิธี JDJP ต้องการเส้นใยแก้วนำแสงเป็นจำนวนที่มากกว่าวิธี JSLB แต่อย่างไรก็ตาม วิธี JDJP ต้องการเส้นใยแก้วนำแสงสูงกว่าเพียงจำนวนเล็กน้อยเท่านั้น ยกตัวอย่างเช่น ที่ $M=1$ วิธี JSLB ต้องการเส้นใยแก้วนำแสง 21 เส้น ส่วนวิธี JDJP ต้องการเพิ่มอีกหนึ่งเส้นใยแก้วนำแสงเท่านั้น ดังนั้น สำหรับโครงข่าย 5N_7L วิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ JSLB จึงคล้ายคลึงกับวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ JDJP เพราะฉะนั้น จึงส่งผลให้ต้นทุนของ ทั้งสองวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่มีค่าเท่ากันหรือใกล้เคียงกันมาก ดังนั้น จากผลการเปรียบเทียบระหว่าง 3 วิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่จึงสามารถสรุปได้ว่า ทั้ง 3 วิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่มีประสิทธิภาพในการจัดสรรเส้นทางใหม่ที่ทำให้โครงข่าย 5N_7L มีค่าต้นทุนต่ำสุดได้ และจากตารางที่ 3.6 (ข) (ค) เมื่อเปรียบเทียบระหว่างผลเฉลยของโครงข่ายประเภท VWP กับ WP จะสังเกตได้ว่า สำหรับทุกๆค่า M และทุกๆวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่ ผลเฉลยของทั้งสองประเภทโครงข่ายมีค่าเท่ากัน ดังนั้น ในกรณีโครงข่าย 5N_7L สามารถแก้ไขปัญหานี้ข้อยเชื่อมโยงเสียหายได้ด้วยวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ MC JSLB และ JDJP จึงสามารถสรุปได้ว่า อุปกรณ์แปลงผันความยาวคลื่นไม่ส่งผลกระทบต่อการลดลงของต้นทุนโครงข่าย 5N_7L แต่อย่างใด

ในกรณีโครงข่าย 8N_13L เมื่อศึกษาผลเฉลยของโครงข่ายที่ได้สรุปไว้ในตารางที่ 3.9 (ข) และ (ค) จะเห็นว่า วิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ MC เป็นวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่ที่ให้ต้นทุนต่ำสุด วิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ JSLB ต้องการต้นทุนเพิ่มขึ้นเป็นอันดับสอง ส่วนวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่ที่ต้องการต้นทุนสูงสุด คือ วิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ JDJP ยกตัวอย่างเช่น ในโครงข่ายประเภท WP สำหรับทุกๆค่า M ถ้าโครงข่ายใช้วิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ MC จะสามารถประหยัดเส้นใยแก้วนำแสงได้ประมาณ 0-5% เมื่อเทียบกับวิธี JSLB และ 0-12% เมื่อเทียบกับวิธี JDJP และเมื่อเปรียบเทียบความแตกต่างระหว่างผลเฉลยของโครงข่ายประเภท VWP กับ WP เพื่อศึกษาผลของอุปกรณ์แปลงผันความยาวคลื่นที่มีต่อต้นทุนโครงข่าย จะเห็นว่า

โดยส่วนมากผลเฉลี่ยของทั้งสองประเภทโครงข่ายมีค่าเท่ากันมีเพียงบางค่า M เท่านั้นที่ผลเฉลี่ยของโครงข่าย WP สูงกว่า VWP ยกตัวอย่างเช่น ในโครงข่ายประเภท WP ที่ $M=6$ วิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ MC ต้องการเส้นใยแก้วนำแสง 24 เส้น ส่วนในโครงข่าย VWP ต้องการเส้นใยแก้วนำแสงลดลงเหลือ 23 เส้น ซึ่งเมื่อคิดเป็นเปอร์เซ็นต์แล้วสามารถกล่าวได้ว่า อุปกรณ์แปลงผันความยาวคลื่นลดต้นทุนโครงข่ายได้แค่เพียง 4% ซึ่งถือได้ว่า เป็นเปอร์เซ็นต์การลดต้นทุนที่น้อยมาก และเมื่อพิจารณาทุกๆกรณีที่ผลเฉลี่ยของทั้งสองประเภทของโครงข่ายไม่ตรงกันก็จะได้ข้อสรุปเดียวกันกับกรณีที่ได้ยกตัวอย่างไว้ ดังนั้น จากการวิเคราะห์เพื่อศึกษาผลของอุปกรณ์แปลงผันความยาวคลื่นสามารถสรุปได้ว่า ในกรณีโครงข่าย 8N_13L สามารถแก้ไขปัญหานี้ได้ ข่ายเชื่อมโยงเสียหายได้ ด้วยวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ MC JSLB และ JDJP อุปกรณ์แปลงผันความยาวคลื่นไม่มีผลต่อการลดต้นทุนของโครงข่าย 8N_13L

เรื่องสุดท้ายที่หัวข้อนี้จะทำการวิเคราะห์คือ การวิเคราะห์ความแตกต่างระหว่างผลเฉลี่ยที่หาจากแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ที่ใช้วิธี jointly optimized working and spare fiber assignment กับแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ที่ใช้วิธี optimized spare fiber assignment จากตารางที่ 3.6 (ข) (ค) ที่แสดงจำนวนเส้นใยแก้วนำแสงที่โครงข่าย 5N_7L ต้องการ ซึ่งเมื่อเปรียบเทียบระหว่างผลเฉลี่ยวิธี SLB กับ JSLB และระหว่าง DJP กับ JDJP จะเห็นว่า ผลเฉลี่ยของแบบ JSLB ต่ำกว่าแบบ SLB และผลเฉลี่ยของแบบ JDJP ต่ำกว่าแบบ DJP ยกตัวอย่างเช่น ในโครงข่ายประเภท WP วิธี JSLB จะให้ผลเฉลี่ยที่ต่ำกว่าแบบ SLB ประมาณ 11% ,33% สำหรับ $M=3$ และ 4 ตามลำดับ และเปอร์เซ็นต์ผลต่างของผลเฉลี่ยทั้ง 2 แบบจำลองจะสูงขึ้นเมื่อโครงข่ายใช้วิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ DJP กล่าวคือวิธี JDJP จะให้ผลเฉลี่ยที่ต่ำกว่า DJP ประมาณ 5-42% สำหรับทุกๆค่า M และเมื่อพิจารณาผลเฉลี่ยของโครงข่าย 8N_13L จะสังเกตได้ว่า จะได้ข้อสรุปตรงกันกับข้อสรุปของโครงข่าย 5N_7L กล่าวคือ แบบจำลองทางคณิตศาสตร์ที่ใช้วิธี jointly optimized working and spare fiber assignment ในการสร้างแบบจำลองจะให้ผลเฉลี่ยที่ต่ำกว่าแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ที่ใช้วิธี optimized spare fiber assignment โดยในโครงข่าย VWP (ตารางที่ 3.9 (ข)) วิธี JSLB และ JDJP จะให้ผลเฉลี่ยที่ต่ำกว่าวิธี SLB และ DJP ประมาณ 2-10% และ 10-25% ตามลำดับ ส่วนในโครงข่ายประเภท WP (ตารางที่ 3.9 (ค)) วิธี JSLB จะให้ผลเฉลี่ยต่ำกว่าวิธี SLB ประมาณ 2-6% และวิธี JDJP จะให้ผลเฉลี่ยที่ต่ำกว่า DJP ประมาณ 10-25% ดังนั้น จากผลการวิเคราะห์การเปรียบเทียบระหว่างวิธี jointly optimized working and spare fiber assignment และวิธี optimized spare fiber assignment สามารถสรุปได้ว่าวิธี jointly optimized working and spare fiber assignment ให้ผลเฉลี่ยที่ต่ำกว่า optimized spare fiber assignment ในทุกๆประเภทของโครงข่าย และทุกๆประเภทของวิธีการ

จัดสรรเส้นทางใหม่ แต่อย่างไรก็ตาม วิธี optimized spare fiber assignment ก็ยังมีประโยชน์ไม่สามารถละทิ้งได้ เพราะเมื่อพิจารณาในแง่ของการนำไปใช้ในทางปฏิบัติ วิธี optimized spare fiber assignment สามารถนำไปใช้ในการออกแบบให้กับโครงข่ายที่วางจริงใช้งานแล้ว แต่ยังไม่ได้กำหนดวิธีการแก้ไขปัญหานี้ซึ่งเชื่อมโยงเสียหายให้กับโครงข่าย ซึ่งวิธีการนี้สามารถนำไปใช้ในการศึกษาหาต้นทุนที่จะต้องเพิ่มให้กับโครงข่าย เพื่อให้โครงข่ายที่ใช้งานแล้วสามารถแก้ไขปัญหานี้ซึ่งเชื่อมโยงเสียหายได้

3.4.2 ผลการวิเคราะห์แบบจำลองทางคณิตศาสตร์ที่ใช้หาค่าขอบเขตล่างของต้นทุนโครงข่าย

ในหัวข้อนี้ จะทำการวิเคราะห์ค่าขอบเขตล่างของต้นทุนโครงข่าย และเปรียบเทียบค่าขอบเขตล่างของต้นทุนโครงข่ายกับต้นทุนโครงข่ายที่หาจากแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ของวิธี MC ที่ให้ต้นทุนโครงข่ายที่ต่ำสุด โดยวัตถุประสงค์ในการเปรียบเทียบคือ เพื่อศึกษาถึงประโยชน์ในการใช้ค่าขอบเขตล่างของต้นทุนโครงข่ายในการประมาณต้นทุนโครงข่าย โดยในการเปรียบเทียบกระทำโดย การนำค่าต้นทุนโครงข่ายที่หาจากแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ของวิธี MC มาเปรียบเทียบกับค่าขอบเขตล่างของต้นทุนโครงข่ายที่ได้กล่าวไว้ในหัวข้อที่ 3.3 และเพื่อให้การทดสอบสามารถครอบคลุมได้ทุกๆ รูปแบบการเชื่อมต่อของโครงข่าย (network connectivities) ดังนั้นในการเปรียบเทียบจึงใช้โครงข่ายจำนวน 15 โครงข่าย โดยกำหนดให้แต่ละโครงข่ายที่ใช้ทดสอบมีจำนวนโนดเท่ากันคือเท่ากับ 7 โหนด แต่จำนวนสายเชื่อมโยงของแต่ละโครงข่ายจะมีที่ค่าไม่เท่ากัน กล่าวคือ มีค่าอยู่ระหว่าง 7-21 สายเชื่อมโยง ซึ่งโครงข่ายที่มีสายเชื่อมโยงเท่ากับ 7 สายเชื่อมโยง จะมีโครงสร้างเป็นวงแหวน (ring structure) ส่วนโครงข่ายที่มีสายเชื่อมโยงเท่ากับ 21 สายเชื่อมโยง จะเป็นโครงข่ายที่มีการเชื่อมต่ออย่างเต็มที่ (full-connection) เพราะจำนวนสายเชื่อมโยง ดังกล่าวเป็นจำนวนสายเชื่อมโยงทั้งหมดที่โครงข่าย 7 โหนดจะมีได้ และในการทดสอบนี้ กำหนดให้แต่ละโครงข่ายที่ใช้ทดสอบมีปริมาณทราฟฟิกที่เท่ากันและเป็นแบบ uniform กล่าวคือ ปริมาณ ทราฟฟิกของแต่ละคูโนดในโครงข่ายมีค่าเท่ากัน และในที่นี้กำหนดให้มีค่าเท่ากับ 1 ซึ่งหลังจากทำการหาต้นทุนของแต่ละโครงข่าย ได้ทำการแสดงผลเฉลยไว้ในตารางที่ 3.10

ตารางที่ 3.10: การเปรียบเทียบในแง่ของต้นทุนโครงข่าย (network cost) และเวลาที่ใช้ในการคำนวณหาผลเฉลย (run time) ระหว่างแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ที่ใช้หาค่าขอบเขตล่างของต้นทุนโครงข่ายกับแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ของวิธี MC, Bound คือแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ที่ใช้หาค่าขอบเขตล่างของต้นทุนโครงข่าย และ ILP คือแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ของวิธี MC, * หมายถึง โปรแกรม CPLEX ไม่สามารถหาผลเฉลยที่เหมาะสมที่สุดได้ภายในเวลา 3 ชั่วโมง ดังนั้น จึงใช้ผลเฉลยที่ดีที่สุดที่โปรแกรมหาได้ภายในเวลาดังกล่าว

N	L	Network cost		Run time (sec)	
		Bound	ILP	Bound	ILP
7	7	84	84	0.02	0.02
7	8	76	76	0.03	0.04
7	9	70	70	0.02	0.08
7	10	68	68	0.02	0.27
7	11	40	40	0.15	5.20
7	12	42	42	0.07	33.56
7	13	39	39	0.33	37.81
7	14	36	37	0.29	1.25 min
7	15	34	34	0.11	2.12 min
7	16	30	31	0.12	1.07 min
7	17	32	32	0.49	4.87 min
7	18	28	29	0.12	34.8 min
7	19	28	29	1.45	3 hrs*
7	20	28	29	1.40	3 hrs *
7	21	28	29	6.18	3 hrs*

จากตาราง สดมภ์ที่หนึ่งและสองของตารางแสดงจำนวนโนด (N) และข่ายเชื่อมโยง (L) ของโครงข่ายที่ใช้ทดสอบ สดมภ์สามของตารางแสดงค่าขอบล่างของต้นทุนโครงข่ายเปรียบเทียบกับต้นทุนโครงข่ายที่ $M=1$ ของโครงข่ายที่สามารถแก้ไขปัญหานึงข่ายเชื่อมโยงเสียหายได้ด้วยวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ MC ส่วนสดมภ์สุดท้ายของตารางแสดงเวลาที่ใช้ในการคำนวณหาผลเฉลยของแบบจำลองที่ใช้หาค่าขอบเขตล่างและแบบจำลองของวิธี MC ตามลำดับ

จากตารางเมื่อเปรียบเทียบในแง่ของต้นทุนโครงข่าย จะเห็นว่า โดยส่วนมาก ต้นทุนโครงข่ายที่หาจากแบบจำลองทางคณิตศาสตร์มีค่าเท่ากับค่าขอบเขตล่างต้นทุนโครงข่ายมีเพียงบางโครงข่ายเท่านั้นที่ต้นทุนโครงข่ายจากแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ให้ต้นทุนที่สูงกว่า ยกตัวอย่างเช่น ที่ $L=18$ ค่าขอบเขตล่างของต้นทุนโครงข่ายเท่ากับ 28 แต่ถ้าใช้แบบจำลองทางคณิตศาสตร์ของวิธี MC จะหาต้นทุนโครงข่ายได้ 29 ซึ่งจากทั้งสองค่าจะเห็นว่า ต้นทุนที่หาจากวิธี MC สูงกว่าค่าขอบเขตล่างเพียงเล็กน้อยเท่านั้น และเมื่อพิจารณาโครงข่ายอื่นที่ต้นทุนโครงข่ายและค่าขอบเขตล่างมีค่าไม่เท่ากันก็จะได้ผลสรุปเช่นเดียวกันกับโครงข่ายที่ได้ยกตัวอย่าง ดังนั้น จากผลการเปรียบเทียบในแง่ของต้นทุนโครงข่าย สามารถสรุปได้ว่า แบบจำลองทางคณิตศาสตร์ที่ใช้หาค่าขอบเขตล่างของต้นทุนโครงข่ายที่ได้ออกแบบไว้มีประสิทธิภาพ และมีประโยชน์ในการประมาณต้นทุนโครงข่าย เพราะค่าขอบล่างที่หาได้ให้ผลใกล้เคียงกับค่าต้นทุนโครงข่ายที่ต่ำสุด

เมื่อเปรียบเทียบทางด้านเวลาที่ใช้คำนวณหาผลเฉลย ที่ซึ่งแสดงไว้ในสดมภ์สุดท้ายของตาราง จะเห็นว่า การคำนวณหาค่าขอบเขตล่างของต้นทุนโครงข่ายใช้เวลาในการคำนวณน้อยกว่าการคำนวณหาต้นทุนโครงข่ายของวิธี MC โดยเฉพาะเมื่อโครงข่ายมีข่ายเชื่อมโยงเพิ่มมากขึ้น (L มีค่าสูงๆ) เวลาในการคำนวณหาค่าขอบเขตล่างของต้นทุนโครงข่ายก็จะน้อยกว่าเวลาที่ใช้หาต้นทุนโครงข่ายแบบ MC ค่อนข้างมาก ยกตัวอย่างเช่น ที่ $L=21$ การหาค่าขอบเขตล่างใช้เวลาแค่เพียง 6.18 วินาทีเท่านั้น ในขณะที่การหาค่าต้นทุนโครงข่ายแบบ MC จะใช้เวลานานกว่า 3 ชั่วโมง ดังนั้น จากผลการเปรียบเทียบในเชิงของเวลาในการคำนวณหาผลเฉลย แสดงให้เห็นว่าแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ที่ใช้หาค่าขอบเขตล่างของต้นทุนโครงข่ายมีความซับซ้อน (complexity) น้อยกว่าแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ของวิธี MC เพราะฉะนั้น แบบจำลองทางคณิตศาสตร์ที่ใช้หาค่าขอบเขตล่างเป็นจึงประโยชน์อย่างยิ่งในการประมาณต้นทุนโครงข่าย เพราะให้ผลเฉลยเบื้องต้นในการประมาณต้นทุนโครงข่ายที่รวดเร็ว แต่อย่างไรก็ตาม เนื่องจากค่าขอบเขตล่างที่หาได้หาจากแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ ดังนั้น อาจจะมีข้อจำกัดในเรื่องเวลาในการคำนวณหาผลเฉลยเหมือนกับแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ที่ใช้หาต้นทุนโครงข่าย

เพราะฉะนั้น ในหัวข้อถัดไป จึงจะศึกษาถึงข้อจำกัดของการใช้แบบจำลองทางคณิตศาสตร์ในการหาค่าขอบเขตล่างของต้นทุนโครงข่าย

3.4.3 เวลาการคำนวณหาผลเฉลยของแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ที่ใช้หาค่าขอบเขตล่างต้นทุนโครงข่าย

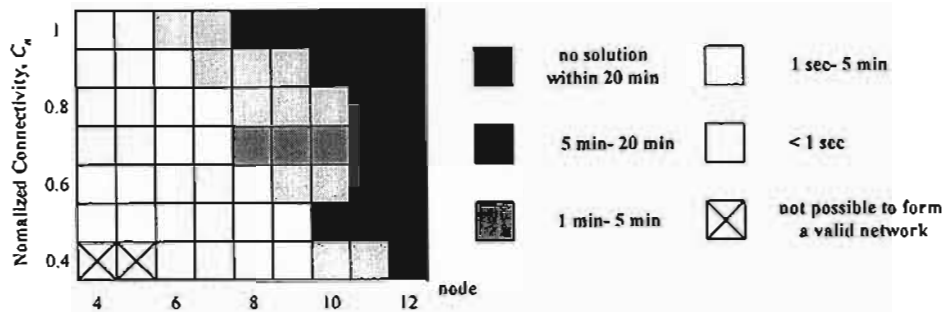
ในหัวข้อนี้ จะทำการศึกษาถึงข้อจำกัดทางเวลาของแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ที่ใช้หาค่าขอบเขตล่างของต้นทุนโครงข่าย

รูปที่ 3.4 ได้ทำการสรุปเวลาการหาค่าขอบเขตล่างต้นทุนโครงข่าย ซึ่งเวลาการหาผลเฉลยที่แสดงในรูปเป็นผลเฉลยของหลายๆ โครงข่าย โดยแต่ละโครงข่ายมีปริมาณกราฟฟิกของแต่ละคู่โหนดที่เท่ากันและเท่ากับ 1 และโครงข่ายที่ใช้หาผลเฉลยทางเวลานี้จะแสดงในรูปของจำนวนโหนดและค่า normalized connectivity ของโครงข่าย ซึ่งในวิทยานิพนธ์นี้ ได้นิยามค่า connectivity ของโครงข่ายคือค่าเฉลี่ยของจำนวนข่ายเชื่อมโยงที่ติดกับโหนดของโครงข่าย และสามารถแสดงเป็นสูตรทางคณิตศาสตร์ได้ดังนี้

$$C = \frac{2L}{N} \quad (3.24)$$

เมื่อ N และ L คือ จำนวนโหนดและข่ายเชื่อมโยงทั้งหมดของโครงข่าย โดยค่า connectivity จะมีค่าสูงสุดเมื่อ $L = N(N-1)/2$ ซึ่งโครงข่ายที่มีค่า connectivity สูงสุด จะเรียกว่า full-connected network และมีค่า connectivity เท่ากับ $N-1$ ดังนั้น ค่า normalized connectivity ของโครงข่ายคือ

$$C_n = \frac{2L}{N(N-1)} \quad (3.25)$$



รูปที่ 3.4: เวลาการหาค่าขอบเขตล่างต้นทุนโครงข่ายของแบบจำลองทางคณิตศาสตร์

จากรูป พื้นที่ส่วนสีดำเข้มหมายถึงเวลาที่ใช้หาผลเฉลยของโครงข่ายที่อยู่ในพื้นที่นั้นไม่สามารถคำนวณหาผลเฉลยได้ภายในเวลา 20 นาที แต่ถ้าโครงข่ายอยู่ในพื้นที่สีขาวแสดงว่าเวลาที่ใช้หาผลเฉลยของโครงข่ายนั้นมีระยะเวลาที่สั้นมากไม่ถึง 1 วินาที ดังนั้น จากรูป แสดงให้เห็นว่าแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ที่สร้างขึ้นไม่เหมาะสมกับการหาค่าขอบเขตล่างของต้นทุนโครงข่ายเมื่อโครงข่ายมีจำนวนโหนดมากกว่า 11 โหนด และสำหรับโครงข่ายที่มีจำนวนโหนดเท่ากับ 9 และ 10 โหนดจะมีเริ่มมีข้อจำกัดในการหาผลเฉลยเมื่อค่า C_{ij} ของโครงข่ายมีค่าค่อนข้างสูง แต่อย่างไรก็ตาม ข้อจำกัดในการหาผลเฉลยจะหมดไปเมื่อจำนวนโหนดของโครงข่ายมีค่าน้อยกว่าหรือเท่ากับ 8 ดังนั้น จากผลการทดสอบทั้งหมดสามารถสรุปได้ว่า แบบจำลองทางคณิตศาสตร์ที่ใช้หาค่าขอบเขตล่างของต้นทุนโครงข่ายที่เสนอไว้ในหัวข้อที่ 3.3 นั้น จะมีความเหมาะสมในการหาค่าขอบเขตล่างของต้นทุนโครงข่ายก็ต่อเมื่อโครงข่ายที่จะให้หาค่าขอบเขตล่างนั้นมีขนาดเล็ก

บทที่ 4

Heuristic อัลกอริทึม (Heuristic Algorithms)

จากหัวข้อผลเฉลยและการวิเคราะห์ผลเฉลยในบทที่ 3 ที่ได้สรุปไว้ว่า การใช้แบบจำลองทางคณิตศาสตร์ในการหาต้นทุนโครงข่ายจะมีความเหมาะสมกับโครงข่ายที่มีขนาดเล็กเท่านั้น เพราะเมื่อนำวิธีการนี้ไปใช้กับโครงข่ายขนาดใหญ่จะใช้เวลาในการคำนวณหาผลเฉลย (computational time) นานมาก ซึ่งในบางโครงข่ายอาจใช้เวลามากกว่า 1 วันในการคำนวณหาผลเฉลย ดังนั้น บทนี้จึงพัฒนาวิธีการใช้ heuristic algorithms แทนการใช้แบบจำลองทางคณิตศาสตร์ เพื่อให้สามารถหาต้นทุนของโครงข่ายที่มีขนาดใหญ่ได้

ก่อนที่จะกล่าวถึงอัลกอริทึมที่ใช้ในการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ MC DJP และ SLB จะขอกล่าวถึงอัลกอริทึมในการออกแบบการจัดสรรเส้นทางและความยาวคลื่น (path accommodation design and wavelength assignment algorithm) ให้กับเส้นทางที่เป็น active path ก่อน ซึ่งอัลกอริทึมนี้จะถูกนำไปใช้ในอัลกอริทึมของวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่ทั้ง 3 วิธี

4.1 อัลกอริทึมในการออกแบบการจัดสรรเส้นทางและความยาวคลื่น

เนื่องจากการออกแบบการจัดสรรเส้นทางและความยาวคลื่นจะมีความซับซ้อนมากเมื่อทำการกำหนดเส้นทางและความยาวคลื่นให้กับเส้นทางไปพร้อมๆ กัน ดังนั้น เพื่อลดความซับซ้อนในการออกแบบการจัดสรรเส้นทางและความยาวคลื่น การออกแบบดังกล่าวจึงถูกแบ่งออกเป็น 2 ส่วน คือ การออกแบบการจัดสรรเส้นทาง (path accommodation design) และการออกแบบการจัดสรรความยาวคลื่นให้กับเส้นทาง (wavelength assignment design)

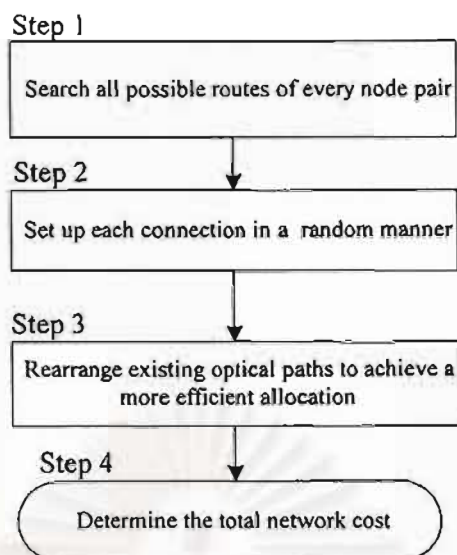
ในกรณีโครงข่าย WDM ประเภท VWP การจัดสรรความยาวคลื่นให้กับเส้นทางภายในโครงข่ายมีลักษณะการจัดสรรแบบ link-by-link basis ซึ่งหมายถึง การพิจารณากำหนดค่าความยาวคลื่นให้กับแต่ละเส้นทาง จะพิจารณากำหนดค่าให้ทีละส่วนของเส้นทางที่วิ่งผ่านข่ายเชื่อมโยง ซึ่งค่าความยาวคลื่นที่กำหนดให้ทีละส่วนของเส้นทางไม่จำเป็นต้องมีค่าเท่ากันตลอดทั้งเส้นทางเหมือนกับกรณี WP (ดังรูปที่ 1.2 ในบทที่ 1) ดังนั้น อัลกอริทึมในการจัดสรร

เส้นทางและความยาวคลื่นให้กับโครงข่าย WDM ประเภท VWP จะเป็นอัลกอริทึมในการจัดสรรเส้นทางเท่านั้น

4.1.1 อัลกอริทึมการจัดสรรเส้นทาง (path accommodation design algorithm)

อัลกอริทึมในการจัดสรรเส้นทางภายในโครงข่ายสามารถแสดงเป็นผังงาน (flow chart) ได้ดังรูปที่ 4.1 และอธิบายเป็นขั้นตอนได้ดังนี้

- ขั้นที่ 1 : ทำการหาเส้นทางที่เป็นไปได้ทั้งหมดของทุกๆ คูโหนดภายในโครงข่าย
- ขั้นที่ 2 : เลือกเส้นทางที่สั้นที่สุดของคูโหนดที่ซึ่งปริมาณทราฟฟิกไม่เป็นศูนย์อย่างสุ่ม (random) และทำการวางเส้นทางนั้นลงในโครงข่าย
- ขั้นที่ 3 : หลังจากวางเส้นทางลงในโครงข่ายครบตามปริมาณทราฟฟิกที่กำหนดให้แล้ว หลังจากนั้น ให้ทำการปรับเปลี่ยนเส้นทางภายในโครงข่ายเพื่อให้ต้นทุนของโครงข่ายลดลง ซึ่งกระทำได้โดย แต่ละเส้นทางที่กำหนดจากขั้นที่ 2 จะถูกลองเปลี่ยนไปใช้เส้นทางใหม่ และถ้าเส้นทางใหม่ทำให้ต้นทุนโครงข่ายลดลงก็จะเปลี่ยนไปใช้เส้นทางใหม่อย่างถาวร ซึ่งขั้นตอนนี้จะกระทำจนกว่าไม่สามารถลดต้นทุนของโครงข่ายได้อีก
- ขั้นที่ 4 : จากที่กล่าวมาแล้วข้างต้น กรณี VWP การจัดสรรความยาวคลื่นเป็นแบบ link-by-link basis ดังนั้น จำนวนความยาวคลื่นที่แต่ละข่ายเชื่อมโยงต้องการเท่ากับจำนวนเส้นทางที่วิ่งผ่านข่ายเชื่อมโยงนั้น เพราะฉะนั้น จำนวนเส้นใยแก้วนำแสงที่ต้องจัดสรรให้กับข่ายเชื่อมโยงที่ j เท่ากับ $\lceil p_j / M \rceil$ โดยที่ p_j เป็นจำนวนเส้นทางที่วิ่งผ่านเชื่อมโยง j , M เป็นจำนวนความยาวคลื่นสูงสุดต่อเส้นใยแก้วนำแสง และ $\lceil x \rceil$ เป็นจำนวนเต็มที่น้อยที่สุดที่มากกว่าหรือเท่ากับ x ดังนั้น จำนวนเส้นใยแก้วนำแสงทั้งหมดที่โครงข่ายต้องการจึงเท่ากับผลรวมของจำนวนเส้นใยแก้วนำแสงที่แต่ละข่ายเชื่อมโยงต้องการ และสามารถหาต้นทุนโครงข่ายได้จากสมการที่ 1.1 ของบทที่ 1



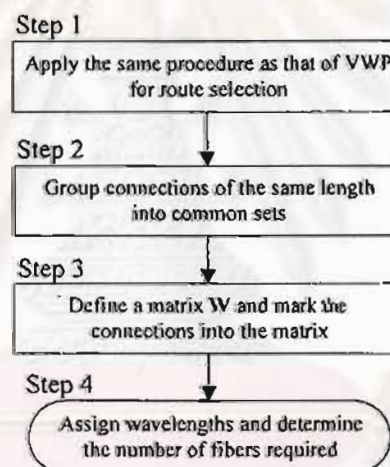
รูปที่ 4.1: ผังงานของ Path accommodation design algorithm

4.1.2 อัลกอริทึมการจัดสรรความยาวคลื่นให้กับเส้นทาง (wavelength assignment algorithm)

ในกรณีโครงข่าย WDM ประเภท WP ตลอดทั้งเส้นทางที่จัดสรรให้กับโครงข่ายจะมีค่าความยาวคลื่นได้เพียงค่าเดียวเท่านั้น ดังนั้นอัลกอริทึมของโครงข่ายประเภทนี้จึงมีความซับซ้อนมากกว่าโครงข่ายประเภท VWP โดยที่จะต้องใช้อัลกอริทึมในการจัดสรรความยาวคลื่น (wavelength assignment algorithm) ให้กับแต่ละเส้นทาง ซึ่งสามารถแสดงเป็นผังงานได้ดังรูปที่ 4.2 และสามารถอธิบายเป็นขั้นตอนได้ดังนี้

- ขั้นที่ 1 : ใช้ path accommodation design algorithm ในการวางเส้นทางภายในโครงข่ายตามปริมาณทราฟฟิกที่กำหนดให้
- ขั้นที่ 2 : ทำการแบ่งกลุ่มของเส้นทางที่กำหนดจากขั้นที่ 1 ตามความยาวของเส้นทาง โดยที่เส้นทางที่มีความยาวเท่ากันจะอยู่ในกลุ่มเดียวกัน
- ขั้นที่ 3 : นิยามเมตริกซ์ W ซึ่งค่าเริ่มต้นของสมาชิกทุกตัวในเมตริกซ์เป็นศูนย์ หลังจากนั้นให้ทำตามขั้นตอนย่อยที่จะกล่าวต่อไป โดยที่ลำดับการพิจารณาจะเริ่มจากกลุ่มของเส้นทางที่มีความยาวของเส้นทางยาวที่สุดก่อน และลำดับการพิจารณาเส้นทางที่อยู่ในกลุ่มเดียวกันจะมีลำดับการพิจารณาเป็นอย่างสุ่ม

- 3.1) ถ้าเส้นทางที่พิจารณาผ่านข่ายเชื่อมต่อโยงที่ j จะกำหนดให้ w_{ij} ซึ่งเป็นสมาชิกของเมตริกซ์ W มีค่าเป็น 1 แต่ถ้าค่า w_{ij} ถูกกำหนดไว้ก่อนแล้ว แถวต่อไปที่ สดมภ์ (column) ที่ j ของเมตริกซ์ W จะถูกพิจารณาเพื่อกำหนดค่าต่อไป
- 3.2) ทำขั้นตอนย่อยที่ 3.1 จนทุก ๆ เส้นทางในกลุ่มถูกพิจารณา
- 3.3) ทำขั้นตอนย่อยที่ 3.1-3.2 กับทุก ๆ กลุ่มของเส้นทางที่แบ่งไว้ในขั้นที่ 2
- ขั้นที่ 4 : กำหนดความยาวคลื่น λ_1 ให้กับแถวที่ 1 ของเมตริกซ์ W และ λ_2 ให้กับแถวที่ 2 ของเมตริกซ์ W และกำหนดความยาวคลื่นในลักษณะเดียวกันนี้กับทุก ๆ แถวของเมตริกซ์ W หลังจากนั้น ทำการคำนวณหาค่าจำนวนเส้นใยแก้วนำแสง และต้นทุนของโครงข่ายจากเมตริกซ์นี้



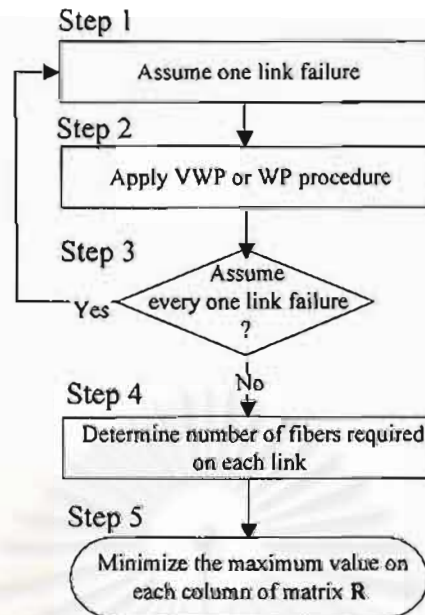
รูปที่ 4.2: ผังงานของ Wavelength assignment algorithm

4.2 อัลกอริทึมการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ MC (MC heuristic algorithm)

อัลกอริทึมนี้ออกแบบเพื่อหาต้นทุนของโครงข่ายที่สามารถจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ MC ทั้งในกรณี VWP และ WP ซึ่งต้นทุนของโครงข่ายที่หาได้เป็นต้นทุนที่คิดจากความเป็นไปได้ทั้งหมดของเหตุการณ์ที่หนึ่งข่ายเชื่อมต่อโยงได้รับความเสียหาย

อัลกอริทึมการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ MC สามารถแสดงเป็นผังงานได้ดังรูปที่ 4.3 และสามารถอธิบายเป็นขั้นตอนได้ดังนี้

- ขั้นที่ 1 : นำข่ายเชื่อมโยงที่ j ออกจากโครงข่าย เพื่อสมมุติเหตุการณ์ที่ข่ายเชื่อมโยงที่ j เสียหาย
- ขั้นที่ 2 : ใช้ path accommodation design algorithm สำหรับกรณี VWP และ wavelength assignment design algorithm สำหรับกรณี WP ในการหาจำนวนเส้นใยแก้วนำแสงที่ต้องจัดสรรให้กับโครงข่ายที่กำหนดจากขั้นที่ 1 ดังนั้น หลังจากใช้อัลกอริทึมข้างต้น จะได้จำนวนเส้นใยแก้วนำแสง $L-1$ ค่าตามจำนวนข่ายเชื่อมโยงทั้งหมดของโครงข่าย เมื่อ L คือจำนวนข่ายเชื่อมโยงทั้งหมดของโครงข่ายก่อนทำขั้นที่ 1 หลังจากนั้น ให้นำค่าทั้งหมดที่หาได้มาเก็บไว้ในเมตริกซ์ R แถวที่ j เช่น จำนวนเส้นใยแก้วนำแสงของข่ายเชื่อมโยงที่ 1 จะถูกเก็บไว้ใน r_{1j} ซึ่งเป็นสมาชิกของเมตริกซ์ R
- ขั้นที่ 3 : ทำขั้นที่ 1 และ 2 จนกระทั่งทุกๆ เหตุการณ์ที่หนึ่งข่ายเชื่อมโยงขาดได้รับการพิจารณา ซึ่งเหตุการณ์ทั้งหมดที่เป็นไปได้มี L เหตุการณ์ รวมทั้งจะต้องพิจารณาหาจำนวนเส้นใยแก้วนำแสงเมื่อโครงข่ายทำงานปกติด้วย และเก็บค่าที่หาได้ในลงในแถวที่ 0 ของเมตริกซ์ R ดังนั้น ก่อนออกจากขั้นตอนนี้เมตริกซ์ R จะมีขนาด $(L+1) \times L$
- ขั้นที่ 4 : ค่าสูงสุดของสดมภ์ที่ j ของเมตริกซ์ R จะเป็นจำนวนเส้นใยแก้วนำแสงที่ข่ายเชื่อมโยง j ต้องการเพื่อให้สามารถจัดสรรเส้นทางใหม่ได้เมื่อหนึ่งข่ายเชื่อมโยงได้รับเสียหาย ดังนั้น ผลรวมของค่าสูงสุดของทุกๆ สดมภ์จะเป็นจำนวนเส้นใยแก้วนำแสงทั้งหมดที่โครงข่ายต้องการเพื่อให้สามารถจัดสรรเส้นทางใหม่ได้เมื่อหนึ่งข่ายเชื่อมโยงได้รับเสียหาย
- ขั้นที่ 5 : เพื่อให้ต้นทุนโครงข่ายจากขั้นที่ 4 เป็นค่าที่ต่ำสุดเท่าที่เป็นไปได้ ดังนั้น ค่าสูงสุดของสดมภ์ใดสดมภ์หนึ่งของเมตริกซ์ R จะถูกพิจารณาเป็นค่าเริ่มต้น หลังจากนั้น ทำการลดค่าเริ่มต้นนี้ โดยมีการปรับเปลี่ยนเส้นทางในโครงข่าย ซึ่งกระทำได้โดยการลองเปลี่ยนเส้นทางและความยาวคลื่นให้กับโครงข่าย และจะยอมเปลี่ยนไปใช้เส้นทางที่ลองเปลี่ยนใหม่นี้อย่างถาวร ถ้าเส้นทางนี้ทำให้ค่าเริ่มต้นลดลงแต่ไม่ทำให้ค่าสูงสุดของสดมภ์อื่นๆ สูงขึ้นกว่าเดิม ซึ่งขั้นตอนนี้จะกระทำซ้ำจนกว่าต้นทุนของโครงข่ายไม่สามารถลดลงได้



รูปที่ 4.3: ผังงานของ MC heuristic algorithm

4.3 อัลกอริทึมการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ DJP (DJP heuristic algorithm)

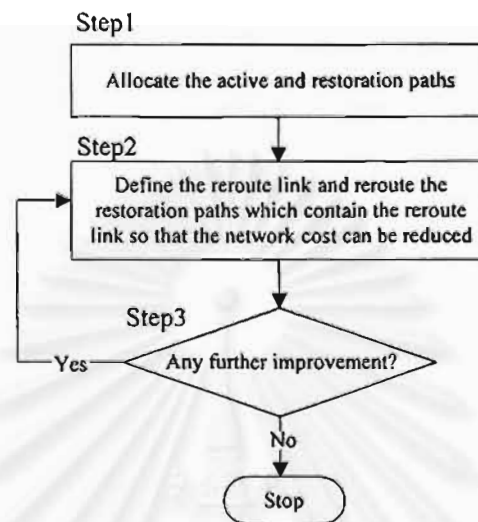
อัลกอริทึมการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ DJP สามารถแสดงเป็นผังงานได้ดังรูปที่ 4.4 และสามารถอธิบายเป็นขั้นตอนได้ดังนี้

ขั้นที่ 1 : กำหนดเส้นทางที่เป็น active path ให้กับโครงข่ายตามปริมาณกราฟฟิกที่กำหนดให้ โดยใช้ path accommodation design algorithm สำหรับกรณี VWP และ wavelength assignment design algorithm สำหรับกรณี WP รวมทั้งกำหนดเส้นทางที่เป็น restoration path ให้กับแต่ละ active path เพื่อให้เมื่อหนึ่งข่ายเชื่อมโยงได้รับความเสียหาย (restoration path จะต้องเป็น node disjoint path กับ active path) หลังจากนั้น ทำการหาค่าต้นทุนของโครงข่ายของแต่ละข่ายเชื่อมโยง ซึ่งค่าที่หาได้ของแต่ละข่ายเชื่อมโยงจะเป็นค่าเริ่มต้นและใช้ในขั้นตอนถัดไป

ขั้นที่ 2 : กำหนดให้ ข่ายเชื่อมโยงหนึ่งในโครงข่ายเป็น reroute link ทำการปรับเปลี่ยนเส้นทางที่อยู่ใน reroute link เพื่อให้ต้นทุนของ reroute link ลดลง กล่าวคือ ลองเปลี่ยนไปใช้ restoration path เส้นทางใหม่แทนเส้นทางเดิม ถ้า restoration path เส้นทางใหม่ทำให้ต้นทุนของ reroute link ลดลง แต่ไม่ทำให้ต้นทุนของข่ายเชื่อมโยงอื่นสูงขึ้นกว่า

เดิม ก็จะเปลี่ยนไปใช้ restoration path เส้นทางใหม่อย่างถาวร

ขั้นที่ 3 : ทำการพิจารณาขั้นที่ 2 จนกว่าต้นทุนโครงข่ายไม่สามารถลดลงได้



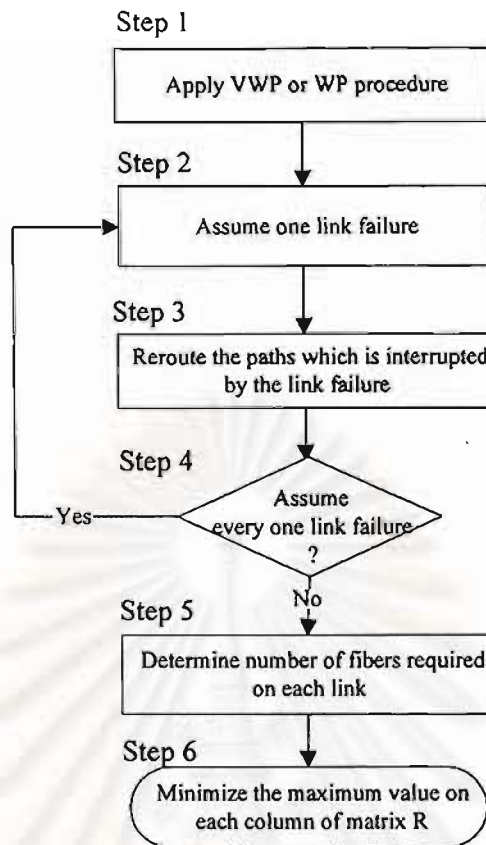
รูปที่ 4.4: ผังงานของ DJP heuristic algorithm

4.4 อัลกอริทึมการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ SLB (SLB heuristic algorithm)

อัลกอริทึมการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ SLB ที่เสนอนี้ได้พัฒนามาจาก [27] ซึ่งสามารถแสดงเป็น ผังงานได้ดังรูปที่ 4.5 และสามารถอธิบายเป็นขั้นตอนได้ดังนี้

- ขั้นที่ 1 : ใช้ path accommodation design algorithm สำหรับกรณี VWP และ wavelength assignment design algorithm สำหรับกรณี WP ในการหาจำนวนเส้นใยแก้วนำแสงที่แต่ละข่ายเชื่อมโยงต้องการ หลังจากนั้น นิยามเมตริกซ์ R และทำการเก็บค่าผลลัพธ์ที่หาได้ลงในแถวที่ 0 ของเมตริกซ์ R
- ขั้นที่ 2 : นำข่ายเชื่อมโยงที่ j ออกจากโครงข่าย เพื่อสมมุติเหตุการณ์ที่ข่ายเชื่อมโยงที่ j เสียหาย
- ขั้นที่ 3 : เส้นทางทั้งหมดที่วิ่งผ่านข่ายเชื่อมโยงที่ j ที่กำหนดจากขั้นที่ 1 จะถูกเปลี่ยนไปใช้เส้นทางใหม่เพื่อหลีกเลี่ยงข่ายเชื่อมโยงที่เสียหาย หลังจากนั้นทำการหาจำนวนเส้นใยแก้วนำแสงที่แต่ละข่ายเชื่อมโยงต้องการ และทำการเก็บผลเฉลยนี้ไว้ในแถวที่ j ของเมตริกซ์ R

- ขั้นที่ 4 : ทำขั้นที่ 2 และ 3 จนกระทั่งทุกๆ เหตุการณ์ที่หนึ่งข่ายเชื่อมโยงขาดได้รับการพิจารณา ซึ่งเหตุการณ์ที่หนึ่งข่ายเชื่อมโยงขาดเป็นไปได้ทั้งหมด L เหตุการณ์ เพราะฉะนั้น ก่อนออกจากขั้นตอนนี้ จะได้เมตริกซ์ R ที่มีขนาด $L \times L$ ที่แต่ละสมาชิกภายในเมตริกซ์เก็บจำนวนเส้นใยแก้วนำแสงที่แต่ละข่ายเชื่อมโยงต้องการ และที่แต่ละเหตุการณ์ที่หนึ่งข่ายเชื่อมโยงเสียหาย
- ขั้นที่ 5 : เหมือนกับอัลกอริทึมการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ MC ค่าสูงสุดของสดมภ์ (column) ที่ j ของเมตริกซ์ R จะเป็นจำนวนเส้นใยแก้วนำแสงที่ข่ายเชื่อมโยง j ต้องการเพื่อให้สามารถจัดสรรเส้นทางใหม่ได้เมื่อหนึ่งข่ายเชื่อมโยงเสียหายได้ ดังนั้น ผลรวมของค่าสูงสุดของทุกๆ สดมภ์จะเป็นจำนวนเส้นใยแก้วนำแสงทั้งหมดที่โครงข่ายต้องการ เพื่อให้โครงข่ายสามารถจัดสรรเส้นทางใหม่ได้เมื่อหนึ่งข่ายเชื่อมโยงเสียหาย
- ขั้นที่ 6 : เพื่อให้ต้นทุนโครงข่ายจากขั้นที่ 5 เป็นค่าที่ต่ำสุดเท่าที่เป็นไปได้ ดังนั้น ค่าสูงสุดของสดมภ์ใดสดมภ์หนึ่งของเมตริกซ์ R จะถูกพิจารณาเป็นค่าเริ่มต้น หลังจากนั้นทำการลดค่าเริ่มต้นนี้ โดยลองเปลี่ยนเส้นทางในโครงข่ายซึ่งเส้นทางที่สามารถลองเปลี่ยนได้นั้นจะต้องเป็นเส้นทางที่ถูกรบกวนจากข่ายเชื่อมโยงที่ขาด และจะยอมเปลี่ยนไปใช้เส้นทางใหม่อย่างถาวร ถ้าเส้นทางใหม่ทำให้ค่าเริ่มต้นลดลงแต่ไม่ทำให้ค่าสูงสุดของสดมภ์อื่นสูงชันกว่าเดิม ซึ่งขั้นตอนนี้จะกระทำซ้ำจนกว่าต้นทุนของโครงข่ายไม่สามารถลดลงได้



รูปที่ 4.5: ผังงานของ SLB heuristic algorithm

4.5 ผลเฉลยและการวิเคราะห์ผลเฉลย

4.5.1 ผลวิเคราะห์การเปรียบเทียบผลเฉลยจากแบบจำลองทางคณิตศาสตร์กับวิธีการ heuristic

ในหัวข้อนี้ จะทำการวิเคราะห์และทดสอบสมรรถนะของอัลกอริทึมทั้งหมดที่ได้ออกแบบไว้ โดยนำผลเฉลยที่ได้จากอัลกอริทึมมาเปรียบเทียบกับผลเฉลยที่หาจากแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ที่ใช้ ILP เป็นเทคนิคในการสร้างแบบจำลอง โครงข่ายที่จะใช้ทดสอบสมรรถนะของอัลกอริทึมคือ โครงข่าย 5N_7L ในรูปที่ 3.3 (ก) ในบทที่ 3 ที่ใช้โครงข่ายนี้ในการทดสอบ เพราะเมื่อใช้แบบจำลองทางคณิตศาสตร์ในการหาผลเฉลยสามารถหาผลเฉลยได้ในเวลาอันเหมาะสม โดยไม่จำเป็นจะต้องจำกัดจำนวนเส้นทางที่ใช้พิจารณาเพื่อจัดสรรให้กับโครงข่าย ซึ่งในแบบจำลองก็คือ การไม่จำกัดค่า $p_{s,t}$ และ $r_{s,t}$ ซึ่งผลที่ตามมาของการไม่จำกัดจำนวน ทำให้ผลเฉลยที่หาได้เป็นค่าที่ต่ำที่สุด

ตารางที่ 4.1: ผลการเปรียบเทียบจำนวนเส้นใยแก้วนำแสงทั้งหมดที่โครงข่าย SN_7L ต้องการ ที่มาจากแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ (ILP) กับที่มาจากอัลกอริทึมที่ออกแบบไว้ (Heu) (ก) กรณีโครงข่ายไม่สามารถจัดสรรเส้นทางใหม่ได้ (without restoration) (ข) และ(ค) กรณีโครงข่ายสามารถจัดสรรเส้นทางใหม่ได้เมื่อหนึ่งข่ายเชื่อมโยงได้รับความเสียหาย ด้วยวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ MC SLB และ DJP ของโครงข่ายประเภท VWP และ WP ตามลำดับ

M	without restoration			
	VWP		WP	
	ILP	Heu	ILP	Heu
1	13	13	13	13
2	7	7	7	8
3	5	5	5	5
4	5	5	5	5
5	5	5	5	5

(ก)

M	Restoration schemes (VWP)					
	MC		SLB		DJP	
	ILP	Heu	ILP	Heu	ILP	Heu
1	21	21	21	21	22	22
2	11	11	11	11	11	11
3	9	9	9	9	9	9
4	6	6	6	7	7	7
5	6	6	6	7	6	7

(ข)

M	Restoration schemes (WP)					
	MC		SLB		DJP	
	ILP	Heu	ILP	Heu	ILP	Heu
1	21	21	21	21	22	22
2	11	11	11	13	11	13
3	9	9	9	11	9	11
4	7	7	7	7	7	7
5	6	6	6	7	6	7

(ค)

ตารางที่ 4.1 แสดงจำนวนเส้นใยแก้วนำแสงทั้งหมดที่โครงข่ายต้องการ โดยได้แสดงทั้งกรณีโครงข่ายไม่สามารถจัดสรรเส้นทางใหม่ได้เมื่อหนึ่งข่ายเชื่อมโยงได้รับความเสียหาย (without restoration case) และกรณีโครงข่ายสามารถจัดสรรเส้นทางใหม่ได้ด้วยวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่ทั้ง 3 วิธี (MC SLB และ DJP) โดย สดมภ์ ILP ของตาราง แสดงจำนวนเส้นใยแก้วนำแสงทั้งหมดที่โครงข่ายต้องการที่ซึ่งหาจากแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ ที่ใช้วิธี jointly optimized working and spare fiber assignment ในการสร้างแบบจำลอง (ที่เราเลือกใช้ผลเฉลยของวิธีการนี้ในการทดสอบสมรรถนะของอัลกอริทึม เพราะวิธีการนี้เป็นวิธีการที่ให้ผลเฉลยต่ำกว่าเมื่อเทียบกับผลเฉลยที่หาจากวิธี optimized spare fiber assignment ดังที่วิเคราะห์ไว้ในบทที่ 3) ส่วน สดมภ์ Heu ซึ่งย่อมาจาก heuristic แสดงจำนวนเส้นใยแก้วนำแสงที่หาจากวิธีการ heuristic หรือ จากอัลกอริทึมที่ได้ออกแบบ

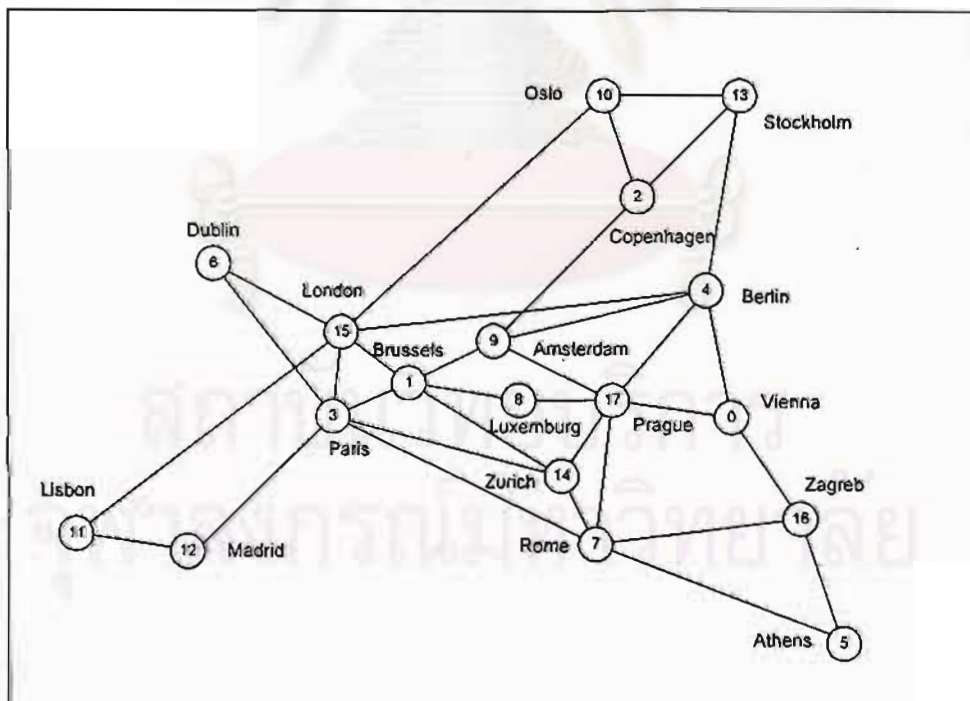
จากตารางผลเฉลยของโครงข่าย เมื่อพิจารณากรณี without restoration ทั้งประเภท VWP และ WP จะเห็นว่า ผลเฉลยจากอัลกอริทึมที่ได้ออกแบบไม่เท่ากับผลเฉลยจากแบบจำลองทางคณิตศาสตร์เพียงจุดเดียวเท่านั้น คือ ที่ค่า $M = 2$ ของโครงข่ายประเภท WP กล่าวคือ จำนวนเส้นใยแก้วนำแสงทั้งหมดที่โครงข่ายต้องการที่ซึ่งหาจากอัลกอริทึมมีค่าสูงกว่าผลเฉลยจากแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ แต่อย่างไรก็ตาม จำนวนเส้นใยแก้วนำแสงที่หาจากอัลกอริทึมสูงกว่าแบบจำลองทางคณิตศาสตร์เพียง 1 เส้นใยแก้วนำแสงเท่านั้น และเมื่อพิจารณาผลเฉลยกรณีที่โครงข่ายสามารถจัดสรรเส้นทางใหม่ได้เมื่อหนึ่งข่ายเชื่อมโยงได้รับความเสียหาย ด้วยวิธีการจัดสรรเส้นทาง MC SLB และ DJP ทั้งประเภท VWP และ WP จะเห็นว่า โดยส่วนมาก ผลเฉลยที่หาจากอัลกอริทึมจะมีค่าเท่ากับผลเฉลยที่หาจากแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ แต่อย่างไรก็ตาม สำหรับทุกกรณีที่มีผลเฉลยที่หาจากอัลกอริทึมมีค่าสูงกว่าผลเฉลยจากแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ จะสูงกว่าไม่ถึง 3% ดังนั้น จากผลการเปรียบเทียบทั้งหมดสามารถสรุปได้ว่า อัลกอริทึมที่ได้ออกแบบไว้ทั้งกรณีโครงข่ายสามารถและไม่สามารถจัดสรรเส้นทางใหม่ได้ ทั้งประเภท VWP และ WP มีสมรรถนะในการให้ผลเฉลยที่ใกล้เคียงกับผลเฉลยที่หาจากแบบจำลองทางคณิตศาสตร์

นอกจาก จะทำการเปรียบเทียบอัลกอริทึมที่ได้ออกแบบไว้กับแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ที่ใช้หาต้นทุนโครงข่าย ในหัวข้อนี้ได้ยังทำการทดสอบเพิ่มเติม โดยการนำเอาผลเฉลยของอัลกอริทึมแบบ MC มาเปรียบเทียบกับค่าขอบเขตล่างของต้นทุนโครงข่ายที่หาจากแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ที่ได้ออกแบบไว้ในหัวข้อที่ 3.3 เพื่อทดสอบว่า อัลกอริทึมแบบ MC ให้ผลเฉลยที่ใกล้เคียงกับค่าต้นทุนโครงข่ายที่ต่ำที่สุด ซึ่งจากการทดสอบกับโครงข่ายจำนวนหนึ่งที่มีจำนวนโนดเท่ากันคือเท่ากับ 7 โหนด แต่มีจำนวนข่ายเชื่อมโยงตั้งแต่ 7 ถึง 21 ข่ายเชื่อมโยง (ไม่ได้แสดงผลการ

เปรียบเทียบเชิงตัวเลขเอาไว้ในวิทยานิพนธ์) สามารถสรุปได้ว่า อัลกอริทึมแบบ MC ที่ได้ ออกไว้ให้ ผลเฉลี่ยที่มากกว่าค่าขอบเขตล่างไม่เกิน 7% ซึ่งแสดงว่า อัลกอริทึมแบบ MC ให้ผลเฉลี่ยที่มากกว่าค่าต้นทุนโครงข่ายที่ต่ำสุดไม่เกิน 7% เช่นกัน เพราะฉะนั้น จากการผลการทดสอบสามารถสรุปได้ว่า อัลกอริทึมแบบ MC ให้ผลเฉลี่ยที่ใกล้เคียงกับค่าต้นทุนโครงข่ายที่ต่ำที่สุด

4.5.2 ผลการเปรียบเทียบระหว่างต้นทุนของแต่ละวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่ที่เกิดจากวิธีการ heuristic

ในหัวข้อนี้ เราจะทำการวิเคราะห์ต้นทุนของโครงข่ายที่สามารถแก้ไขปัญหาหนึ่งข่ายเชื่อมโยงเสียหายได้ ด้วยวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ MC DJP และ SLB โดยใช้ อัลกอริทึมที่เสนอไว้ข้างต้นในการหาต้นทุนโครงข่าย โดยมีวัตถุประสงค์เพื่อ ศึกษาจำนวนความยาวคลื่นสูงสุดที่สามารถมัลติเพล็กซ์ได้ในเส้นใยแก้วนำแสง (M) และปริมาณทราฟฟิกที่เพิ่มขึ้นของโครงข่าย(traffic growth) มีอิทธิพลอย่างไรต่อต้นทุนโครงข่าย (network cost) ที่นิยามไว้ในบทที่ 1



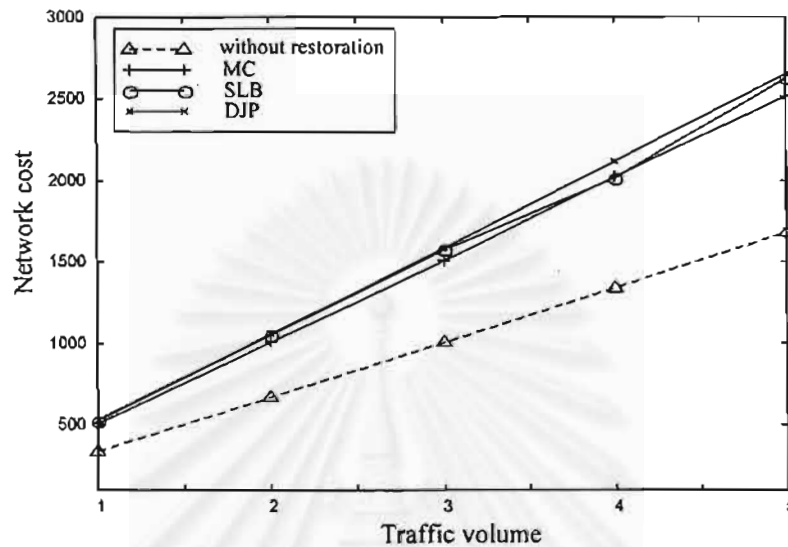
รูปที่ 4.6: Physical topology ของโครงข่าย EON

ในการทดลองเพื่อวิเคราะห์ผลดังกล่าว European Optical Network (EON) จะถูกใช้เป็นโครงข่ายเพื่อทำการทดลอง โครงข่าย EON ประกอบด้วยโหนดทั้งหมด 18 โหนดและสายเชื่อมโยงทั้งหมด 35 สายเชื่อมโยงดังแสดงไว้ในรูปที่ 4.6 และในการทดลองนี้ กำหนดให้ปริมาณทราฟฟิกของโครงข่ายเป็น uniform ซึ่งหมายถึงทุกๆ คู่โหนดของโครงข่ายมีปริมาณทราฟฟิกเท่ากัน และนิยาม traffic volume ของโครงข่ายมีค่าเท่ากับ i เมื่อทราฟฟิกของแต่ละโหนดมีค่าเท่ากับ i ดังนั้นที่ traffic volume เท่ากับ i ปริมาณทราฟฟิกทั้งหมดของโครงข่ายจะมีค่าเท่ากับ $i \times N(N-1)/2$ เมื่อ N คือ จำนวนโหนดทั้งหมดของโครงข่าย

รูปที่ 4.7 เป็นกราฟแสดงความสัมพันธ์ระหว่างต้นทุนโครงข่าย (network cost) กับ traffic volume ที่กำหนดให้กับโครงข่าย ซึ่ง traffic volume กำหนดให้นี้มีค่าเปลี่ยนแปลงระหว่าง 1 ถึง 5 ต้นทุนโครงข่ายที่แสดงในกราฟเป็นต้นทุนของโครงข่ายที่ไม่มีการติดตั้งอุปกรณ์แปลงผันความยาวคลื่น (WP) และจำนวนความยาวคลื่นสูงสุดที่สามารถมัลติเพล็กซ์ได้ในเส้นใยแก้วนำแสงมีค่าเท่ากับ 1 และจากกราฟต้นทุนของโครงข่ายมี 2 ประเภทคือ ต้นทุนของโครงข่ายที่ไม่สามารถแก้ไขหนึ่งสายเชื่อมโยงเสียหายได้ ซึ่งเรียกต้นทุนนี้ว่า without restoration และอีกประเภทหนึ่ง คือ ต้นทุนของโครงข่ายที่สามารถป้องกันหนึ่งสายเชื่อมโยงเสียหายได้ด้วยวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ MC SLB และ DJP

จากรูป เมื่อพิจารณาต้นทุนโครงข่ายกรณี without restoration จะเห็นว่า ต้นทุนของโครงข่ายประเภทนี้จะแปรผันตรงกับ traffic volume โดยต้นทุนโครงข่ายที่ traffic volume, i จะเป็น i เท่าของต้นทุนโครงข่ายที่ traffic volume เท่ากับ 1 ทั้งนี้มีสาเหตุมาจาก เมื่อ M มีค่าเท่ากับ 1 ต้นทุนของโครงข่ายจะเท่ากับจำนวนเส้นใยแก้วนำแสงทั้งหมดที่โครงข่ายต้องการ (ดูสมการที่ 1.1 ของบทที่ 1) และจะเท่ากับผลรวมของระยะทางของเส้นทางที่สั้นที่สุด (shortest path) ของทุกๆ เส้นทางที่เป็น active path ที่วางให้กับโครงข่ายตามปริมาณทราฟฟิกที่กำหนด และเมื่อพิจารณาต้นทุนของโครงข่ายประเภทที่สามารถป้องกันสายเชื่อมโยงเสียหายได้ จะเห็นว่า ต้นทุนของโครงข่ายกรณีนี้จะสูงกว่าต้นทุนของโครงข่ายกรณี without restoration ที่เป็นเช่นนี้เพราะโครงข่ายจำเป็นจะต้องวางเส้นใยแก้วนำแสงเพิ่มให้กับ restoration path เพื่อแก้ไขปัญหาหนึ่งสายเชื่อมโยงเสียหาย ตัวอย่างเช่นที่ traffic volume เท่ากับ 1 ต้นทุนโครงข่ายแบบ MC SLB และ DJP จะสูงกว่าต้นทุนโครงข่ายกรณี without restoration ประมาณ 51.78% 54.76% และ 57.46% ตามลำดับ และจากรูปถ้าเปรียบเทียบต้นทุนโครงข่ายของวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่ทั้ง 3 วิธี จะเห็นว่า วิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ MC ต้องการต้นทุนต่ำสุด และแบบ SLB ต้องการต้นทุนเพิ่มมากขึ้นเป็นอันดับ 2 ส่วนวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่ที่ต้องการต้นทุนสูงสุดคือ วิธีการ

จัดสรรเส้นทางใหม่แบบ DJP ซึ่งข้อสรุปที่ได้นี้ตรงกับผลการวิเคราะห์ในบทที่ 3 ยกตัวอย่างเช่น ที่ traffic volume เท่ากับ 1 ต้นทุนโครงข่ายแบบ SLB และ DJP จะสูงกว่าแบบ MC 3% และ 5.36%



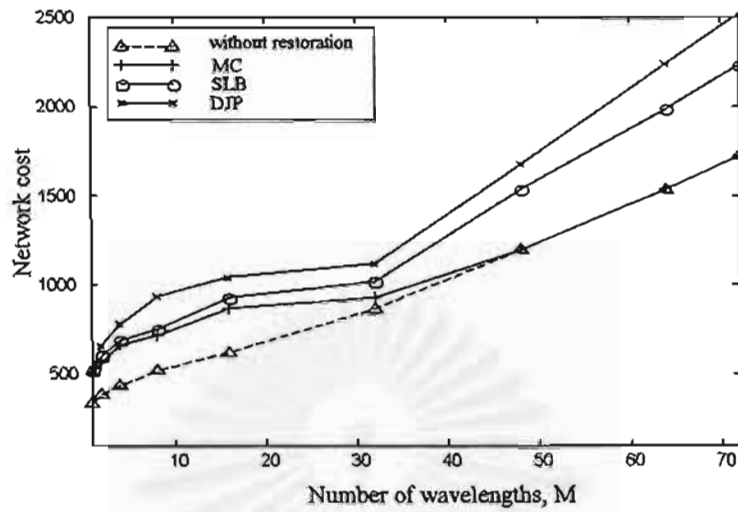
รูปที่ 4.7: กราฟความสัมพันธ์ระหว่างต้นทุนโครงข่าย (network cost) กับ traffic volume

เรื่องต่อไปที่จะทำการวิเคราะห์คือ การวิเคราะห์การเปลี่ยนแปลงของต้นทุนโครงข่าย จำนวนเส้นใยแก้วนำแสงทั้งหมดที่โครงข่ายต้องการ และประสิทธิภาพการใช้เส้นใยแก้วนำแสง (utilization) เมื่อจำนวนความยาวคลื่นสูงสุดต่อเส้นใยแก้วนำแสง (M) มีค่าเปลี่ยนแปลงไป ซึ่งในการวิเคราะห์นี้กำหนดให้ traffic volume ของโครงข่ายมีค่าคงที่เท่ากับ 1 และกำหนดให้ช่วงของการเปลี่ยนแปลงค่า M อยู่ระหว่าง 1 ถึง 72 ซึ่งหลังจากใช้อัลกอริทึมที่ออกแบบไว้ในการหาผลเฉลยแบบต่างๆ ได้ทำการสรุปผลเฉลยที่หาได้แสดงเป็นกราฟในรูปที่ 4.8

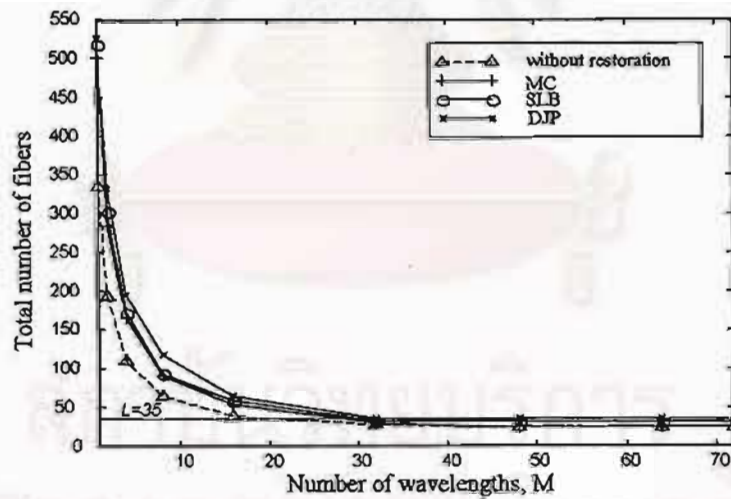
จากรูปที่ 4.8 (ก) เมื่อพิจารณากรณี without restoration จะเห็นว่า ต้นทุนโครงข่ายจะสูงขึ้นเมื่อ M มีค่าสูงขึ้น และเมื่อ $M > 32$ การเพิ่มขึ้นของต้นทุนโครงข่ายจะเป็นเชิงเส้นกับค่า M แต่ในทางตรงกันข้าม เมื่อพิจารณารูปที่ 4.8(ข) จำนวนเส้นใยแก้วนำแสงกลับลดลงเมื่อค่า M สูงขึ้น โดยโครงข่ายจะต้องการเส้นใยแก้วนำแสงมากที่สุดเท่ากับ 336 ที่ $M = 1$ ซึ่งเมื่อคิดเฉลี่ยต่อข่ายเชื่อมโยง แต่ละข่ายเชื่อมโยงต้องการเส้นใยแก้วนำแสง 9.6 ($336/35$) เส้น และจากกราฟ เมื่อค่า M ถูกเพิ่มสูงขึ้นมากกว่า 1 จำนวนเส้นใยแก้วนำแสงที่โครงข่ายต้องการจะมีพฤติกรรมลดลงอย่างรวดเร็ว จนกระทั่งเมื่อค่า $M = 8$ จำนวนเส้นใยแก้วนำแสงที่โครงข่ายต้องการจึงค่อยๆ ลดลง โดยถ้าเพิ่มค่า M ต่อไปอีก จำนวนเส้นใยแก้วนำแสงที่โครงข่ายต้องการก็

เริ่มมีค่าคงที่ไม่ขึ้นอยู่กับค่า M ยกตัวอย่างเช่นที่ $M=20$ โครงข่ายต้องการเส้นใยแก้วนำแสงเท่ากับ 35 หรือแต่ละข่ายเชื่อมโยงต้องการเส้นใยแก้วนำแสงแค่เพียงหนึ่งเส้นเท่านั้น และเมื่อพิจารณาที่ค่า $M > 20$ จำนวนเส้นใยแก้วนำแสงที่โครงข่ายต้องการยังสามารถลดลงไปอีก แต่จะสามารถลดลงได้เพียงเล็กน้อยเท่านั้น ซึ่งจากจุดนี้แสดงให้เห็นว่ามีบางข่ายเชื่อมโยงไม่ต้องการเส้นใยแก้วนำแสง และจากกราฟ จะเห็นว่า จำนวนเส้นใยแก้วนำแสงที่โครงข่ายต้องการจะคงที่ไม่ขึ้นอยู่กับค่า M เมื่อ $M > 32$ ซึ่งจากลักษณะเปลี่ยนแปลงทั้งหมดของเส้นกราฟ เราสามารถอธิบายสาเหตุของการเปลี่ยนแปลงได้ดังนี้ เมื่อค่า M ของเส้นใยแก้วนำแสงมีค่ามากขึ้น โครงข่ายจะมีช่องสัญญาณที่ไว้สำหรับรองรับโทรศัพท์เป็นจำนวนที่มากขึ้นเมื่อเทียบกับโครงข่ายที่มีค่า M ที่ต่ำกว่า ดังนั้น จำนวนเส้นใยแก้วนำแสงที่โครงข่ายต้องการจึงสามารถลดลงได้ แต่อย่างไรก็ตาม เมื่อ M มีค่าสูงมากขึ้นเรื่อยๆ โดยเฉพาะเมื่อ $M > 32$ โครงข่ายจะมีช่องสัญญาณเป็นจำนวนมากที่เหลือไม่ได้ถูกใช้งาน เพราะฉะนั้น จึงเป็นผลให้ประสิทธิภาพการใช้เส้นใยแก้วนำแสง (utilization) ตกลงตามค่า M ที่สูงขึ้น ดังที่แสดงในรูปที่ 4.8(ค)

เมื่อพิจารณากรณีโครงข่ายสามารถแก้ไขปัญหานึงข่ายเชื่อมโยงเสียหายได้ ดังที่แสดงในรูปที่ 4.8 (ค) ซึ่งจากรูป จะเห็นว่า สำหรับทุกๆ ค่า M วิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ MC มีประสิทธิภาพในการเส้นใยแก้วนำแสงสูงที่สุด ดังนั้น จึงส่งผลให้วิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ MC ต้องการต้นทุนและจำนวนเส้นใยแก้วนำแสงน้อยกว่าวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ SLB และ DJP ยกตัวอย่างเช่น จากรูปที่ 4.8 (ก) สำหรับค่า $M \leq 16$ วิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ SLB และ DJP ต้องการต้นทุนในการสร้างโครงข่ายสูงกว่าแบบ MC ประมาณ 3-7% และ 5-20% ตามลำดับ และเมื่อพิจารณาต่อไปที่ $M > 32$ จะเห็นว่า ต้นทุนของโครงข่ายจะเพิ่มขึ้นเป็นเชิงเส้นกับค่า M แต่ในทางกลับกัน เมื่อพิจารณารูปที่ 4.8(ข) ที่ $M > 32$ จำนวนเส้นใยแก้วนำแสงทั้งหมดที่โครงข่ายต้องการกลับคงที่ไม่ขึ้นอยู่กับค่า M ซึ่งจากพฤติกรรมการเปลี่ยนแปลงเช่นนี้ ชี้ให้เห็นว่าที่ $M > 32$ โครงข่ายมีช่องสัญญาณที่เหลือจำนวนมากที่ไม่ได้ถูกใช้งาน และจำนวนช่องสัญญาณที่เหลือนี้จะเพิ่มขึ้นตามค่า M และการเพิ่มขึ้นของจำนวนช่องสัญญาณที่เหลือนี้ส่งผลให้ประสิทธิภาพการใช้เส้นใยแก้วนำแสงของทุกๆ วิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่ตกลงจนกระทั่งเหลือไม่ถึง 25% เมื่อ $M = 72$ ดังที่แสดงไว้ในรูปที่ 4.8(ค) เพราะฉะนั้น จากกราฟของผลเฉลี่ยทั้งหมด จึงสามารถสรุปได้ว่า แม้ค่า M ที่สูงขึ้นจะทำให้จำนวนเส้นใยแก้วนำแสงทั้งหมดที่โครงข่ายต้องการสามารถลดลงได้ จนกระทั่งบางข่ายเชื่อมโยงของโครงข่ายอาจจะไม่ต้องมีการวางเส้นใยแก้วนำแสง แต่อย่างไรก็ตาม ที่ค่า M สูงๆ ก็มีข้อเสียคือ ทำให้ประสิทธิภาพการใช้เส้นใยแก้วนำแสงของโครงข่ายลดลง

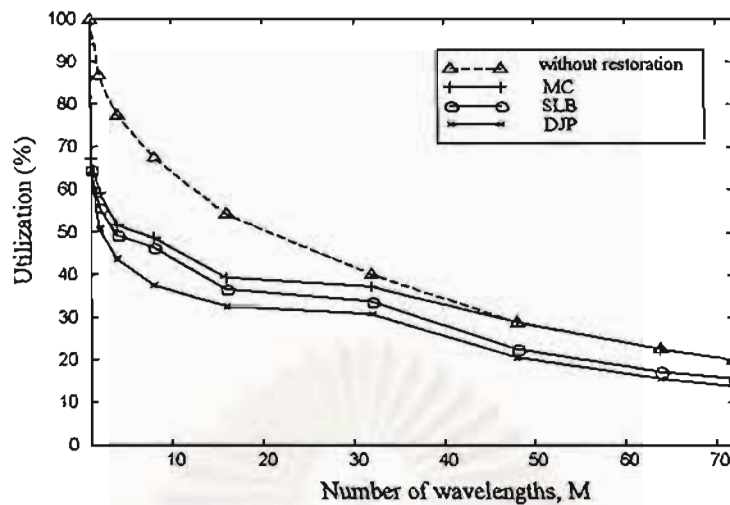


(ก)



(ข)

รูปที่ 4.8: กราฟความสัมพันธ์ระหว่างผลเฉลยแบบต่างๆ ของโครงข่าย EON กับจำนวนความยาวคลื่นสูงสุดต่อเส้นใยแก้วนำแสง (M) (ก) กราฟความสัมพันธ์ระหว่างต้นทุนโครงข่ายกับค่า M (ข) กราฟความสัมพันธ์ระหว่างจำนวนเส้นใยแก้วนำแสงทั้งหมดที่โครงข่ายต้องการกับค่า M



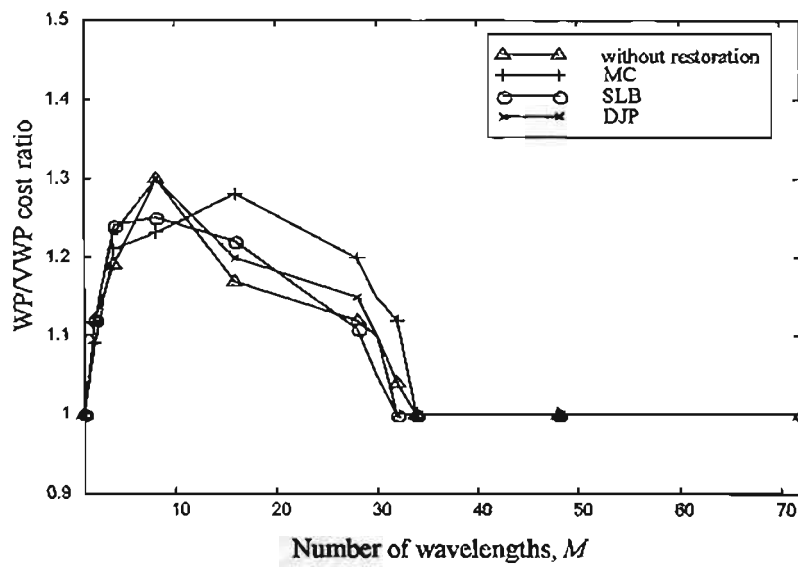
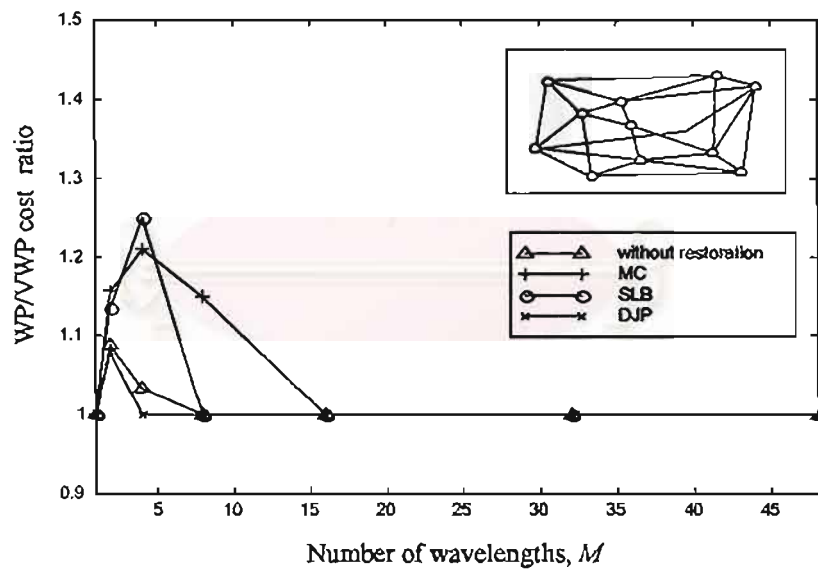
(ค)

รูปที่ 4.8 (ต่อ): กราฟความสัมพันธ์ระหว่างผลเฉลี่ยแบบต่างๆ ของโครงข่าย EON กับจำนวนความยาวคลื่นสูงสุดต่อเส้นใยแก้วนำแสง (M) (ค) กราฟความสัมพันธ์ระหว่างประสิทธิภาพการใช้เส้นใยแก้วนำแสง (utilization) กับค่า M

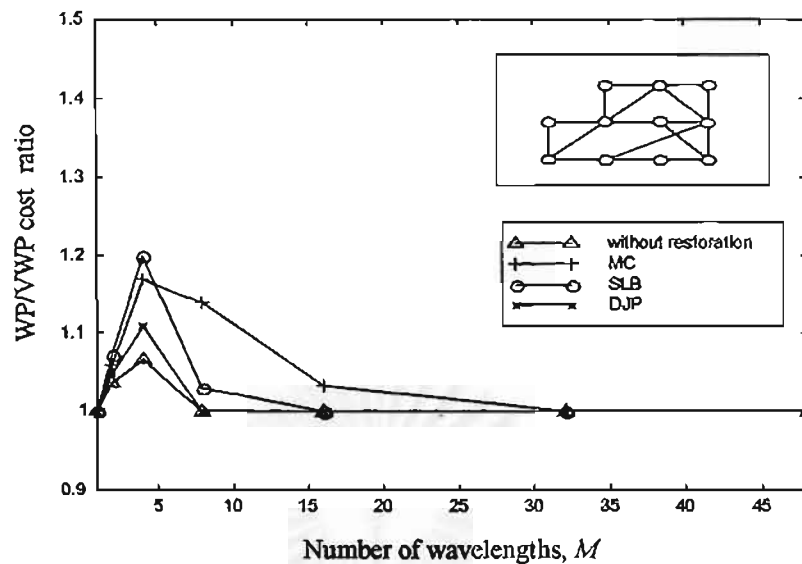
4.5.3 ผลของอุปกรณ์แปลงผันความยาวคลื่นที่มีต่อต้นทุนโครงข่าย

ในหัวข้อนี้ เราจะศึกษาผลของอุปกรณ์แปลงผันความยาวคลื่นที่มีต่อต้นทุนโครงข่ายทั้งกรณี without restoration และกรณีโครงข่ายสามารถแก้ไขปัญหาหนึ่งข่ายเชื่อมโยงเสียหายได้ด้วยวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ MC SLB และ DJP ซึ่งโครงข่ายที่จะใช้ศึกษามี 3 โครงข่าย คือ โครงข่าย EON ในรูปที่ 4.6 โครงข่าย EURO-Core [15] ($N=11$, $L=25$) และโครงข่าย Artificial [28] ($N=11$, $L=17$) โดยกำหนดให้ traffic volume ของโครงข่ายเท่ากับ 1

หลังจากทำการหาต้นทุนของแต่ละโครงข่ายทั้งประเภท WP และ VWP โดยใช้อัลกอริทึมที่ออกแบบไว้ ได้ทำการสรุปผลเฉลี่ยทั้งหมดแสดงเป็นกราฟไว้ในรูปที่ 4.9 โดยแกนตั้งของกราฟคือ อัตราส่วนของต้นทุนโครงข่ายประเภท WP ต่อต้นทุนโครงข่ายประเภท VWP (WP/VWP cost ratio) ส่วนแกนนอนของกราฟคือ จำนวนความยาวคลื่นสูงสุดที่สามารถมัลติเพล็กซ์ได้ในเส้นใยแก้วนำแสง (M)

(ก) โครงข่าย EON ($N=18$, $L=35$)(ข) โครงข่าย EURO-Core ($N=11$, $L=25$)

รูปที่ 4.9: กราฟแสดงความสัมพันธ์ระหว่างอัตราส่วนต้นทุนโครงข่ายประเภท VWP ต่อต้นทุนโครงข่ายประเภท VWP (WP/VWP cost ratio) กับจำนวนความยาวคลื่นสูงสุดที่สามารถมัลติเพล็กซ์ได้ในเส้นใยแก้วนำแสง (M)



(ค) โครงข่าย Artificial ($N=11$, $L=17$)

รูปที่ 4.9(ต่อ): กราฟแสดงความสัมพันธ์ระหว่างอัตราส่วนต้นทุนโครงข่ายประเภท VWP ต่อ ต้นทุนโครงข่ายประเภท WWP (WPM/WVP cost ratio) กับจำนวนความยาวคลื่นสูงสุดที่สามารถ มัลติเพลกซ์ได้ในเส้นใยแก้วนำแสง (M)

จากรูปที่ 4.9 (ก) ซึ่งเป็นผลเฉลยของโครงข่าย EON จะเห็นว่า เมื่อพิจารณาที่ค่า $M = 1$ ต้นทุนของโครงข่ายทั้งแบบ WP และ VWP มีค่าเท่ากัน ($WPM/WVP = 1$) แสดงว่าที่จุดนี้ อุปกรณ์แปลงผันความยาวคลื่นไม่มีผลต่อต้นทุนโครงข่าย แต่อย่างไรก็ตาม เมื่อพิจารณาที่ค่า $2 < M < 30$ ทั้งต้นทุนประเภท without restoration, MC, SLB และ DJP อุปกรณ์แปลงผันความยาวคลื่นส่งผลให้ต้นทุนโครงข่ายลดลงได้ ($WPM/WVP > 1$) ประมาณ 10-30% ที่เป็นเช่นนี้ เพราะ ในกรณีโครงข่าย WP เส้นทางที่จะสามารถจัดสรรให้กับโครงข่ายได้จำเป็นจะต้องมีความยาวคลื่นค่าเดียวกันตลอดทั้งเส้นทาง ดังนั้น ถ้าโครงข่ายไม่สามารถหาเส้นทางที่มีลักษณะเช่นนี้ได้ โครงข่ายจะเกิดปัญหาอย่างหนึ่งที่เรียกว่า wavelength blocking [18,29] ซึ่งปัญหานี้จะเกิดขึ้นกับโครงข่าย WDM ประเภท WP เท่านั้น การแก้ไขปัญหาวavelength blocking คือการเพิ่มช่องสัญญาณหรือเส้นใยแก้วนำแสงให้กับโครงข่ายเพื่อให้รองรับเส้นทางที่เกิดปัญหา wavelength blocking ดังนั้นการแก้ไขปัญหาดังกล่าวจึงส่งผลให้ต้นทุนของโครงข่าย WP เพิ่มสูงกว่า VWP แต่อย่างไรก็ตาม เมื่อพิจารณาการเปลี่ยนแปลงของเส้นกราฟที่ค่า $M > 32$ ปรากฏว่า อุปกรณ์แปลงผันความยาวคลื่นกลับไม่มีผลต่อต้นทุนโครงข่ายอีกครั้งหนึ่ง ที่เป็นเช่นนี้

เพราะที่ค่า M สูงๆ โครงข่ายมีช่องสัญญาณเป็นจำนวนมากอยู่แล้ว ดังนั้น ปัญหา wavelength blocking ในโครงข่าย WP จึงหมดไป และเป็นผลให้ต้นทุนของทั้งสองประเภทของโครงข่ายกลับมามีค่า เท่ากันอีกครั้งหนึ่ง

เมื่อพิจารณาผลเฉลยของโครงข่าย EURO-Core และ Artificial ของรูปที่ 4.9 (ข) และ(ค) ตามลำดับ จะเห็นว่า ลักษณะการเปลี่ยนแปลงของเส้นกราฟคล้ายคลึงกับผลเฉลยของโครงข่าย EON กล่าวคือ จะมีบางช่วงของค่า M เท่านั้น ที่อุปกรณ์แปลงผันความยาวคลื่นมีผลต่อต้นทุนโครงข่าย แต่อย่างไรก็ตาม เมื่อพิจารณากรณี without restoration และ DJP ของโครงข่าย EURO-Core และ Artificial จะเห็นว่า อุปกรณ์แปลงผันความยาวคลื่นมีผลทำให้ต้นทุนโครงข่ายสามารถลดลงได้ไม่ถึง 10% ซึ่งถือได้ว่าอุปกรณ์แปลงผันความยาวคลื่นมีผลต่อต้นทุนโครงข่ายเพียงเล็กน้อยเท่านั้น ดังนั้น จากผลเฉลยของทุกๆ โครงข่ายที่ใช้ทดสอบ รวมทั้งจากผลการวิเคราะห์ในบทที่ 3 สามารถสรุปได้ว่า อุปกรณ์แปลงผันความยาวคลื่นมีประโยชน์ในการลดต้นทุนโครงข่ายได้เพียงช่วงหนึ่งของค่า M เท่านั้น โดยอุปกรณ์แปลงผันความยาวคลื่นจะสามารถลดต้นทุนโครงข่ายได้อย่างมีประสิทธิภาพหรือไม่ขึ้นอยู่กับลักษณะ physical topology และวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่ที่โครงข่ายใช้เพื่อแก้ไขปัญหาหนึ่งข่ายเชื่อมโยงเสียหาย

4.5.4 ผลของค่า connectivity และค่าระยะทางเฉลี่ยของเส้นทางที่สั้นที่สุดของโครงข่าย

ในหัวข้อนี้ เราจะทำการศึกษาดังพารามิเตอร์ที่สำคัญอีกสองตัวที่มีผลต่อต้นทุนโครงข่าย นอกเหนือจากค่าจำนวนความยาวคลื่นสูงสุดต่อเส้นใยแก้วนำแสง (M) ที่ได้ศึกษาในหัวข้อที่ผ่านมา ซึ่งพารามิเตอร์ที่จะศึกษานี้จะเป็นประโยชน์อย่างยิ่งในการประมาณต้นทุนโครงข่าย

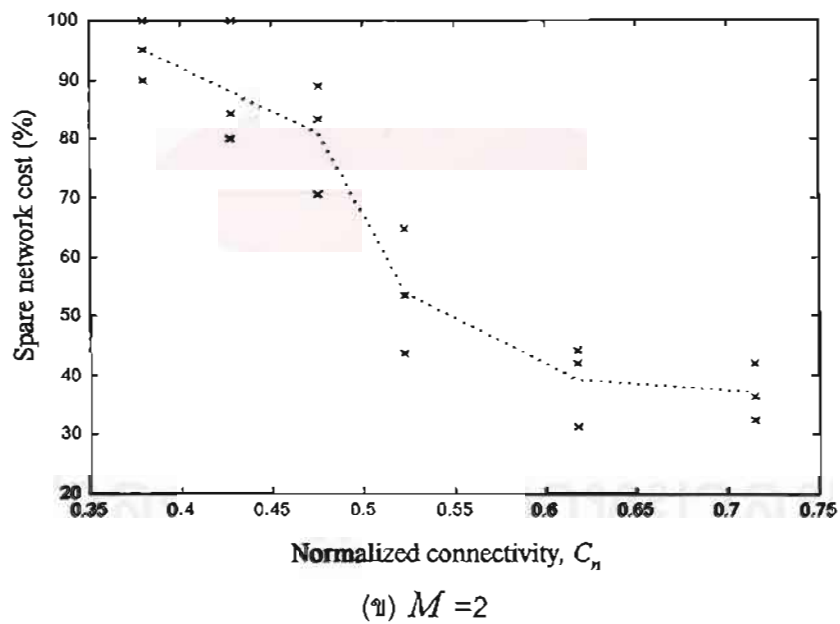
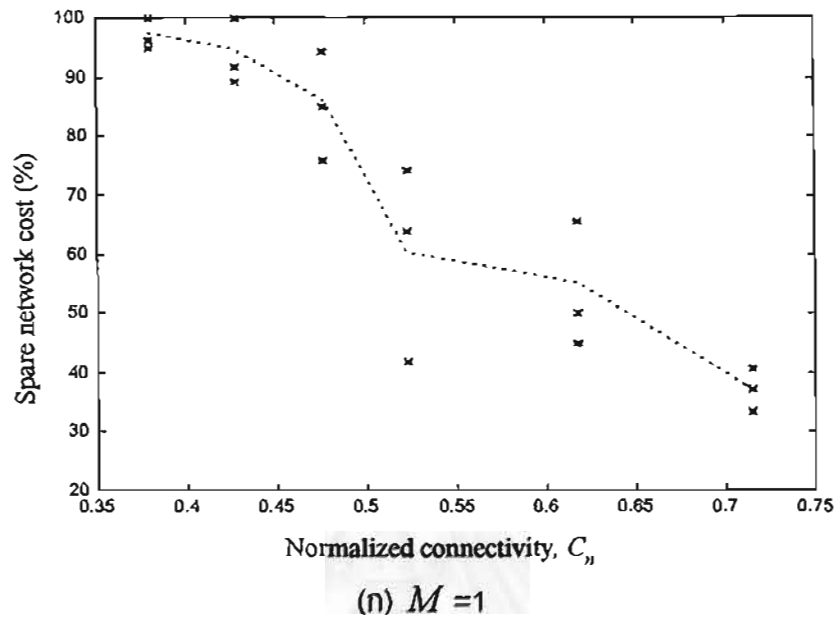
จากการศึกษาบทความทางวิชาการของนักวิจัยหลายๆ ท่าน [15,25] ได้ทำการสรุปตรงกันว่า พารามิเตอร์ที่สามารถใช้ประมาณต้นทุนโครงข่ายได้คือ ค่า connectivity (C) ของโครงข่าย ซึ่งในวิทยานิพนธ์นี้ ได้นิยามค่า connectivity ของโครงข่าย คือ ค่าเฉลี่ยของจำนวนข่ายเชื่อมโยงที่ติดกับโหนดของโครงข่าย และสามารถเขียนเป็นสูตรทางคณิตศาสตร์ได้ดังสมการที่ 3.23 และ 3.24 ในบทที่ 3 แต่เพื่อความสะดวกในการศึกษาและวิเคราะห์ต่อไป จึงขอยกมาเขียนใหม่อีกครั้งหนึ่ง

$$C = \frac{2L}{N} \quad (4.1)$$

เมื่อ N และ L คือ จำนวนโหนดและสายเชื่อมโยงทั้งหมดของโครงข่าย และค่า normalized connectivity ของโครงข่ายคือ

$$C_n = \frac{2L}{N(N-1)} \quad (4.2)$$

เพื่อให้เข้าใจว่าค่า C หรือ C_n มีอิทธิพลอย่างไรต่อต้นทุนโครงข่าย จึงได้กำหนดการทดลองขึ้นมารทดลองหนึ่ง ซึ่งในการทดลองนี้ใช้โครงข่ายหลายๆ โครงข่ายที่มีจำนวนโหนดเท่ากันคือ 7 โหนด และค่า C_n ของโครงข่ายจะอยู่ในช่วง $0.38 < C_n < 0.715$ ($8 < L < 15$) และเพื่อให้ต้นทุนโครงข่ายที่หาได้เป็นตัวแทนที่ดีที่สุดของแต่ละค่า C_n ดังนั้น ในการทดลองนี้จึงใช้โครงข่ายจำนวนหนึ่งที่มีค่า C_n เท่ากัน แต่มีลักษณะการเชื่อมต่อของโหนดภายในโครงข่ายแตกต่างกัน ซึ่งหลังจากทำการหาต้นทุนของโครงข่ายที่มีค่า C_n เท่ากัน ได้ทำการเฉลี่ยค่าต้นทุนโครงข่ายเพื่อเป็นตัวแทนต้นทุนโครงข่ายของค่า C_n นั้นๆ ต้นทุนโครงข่ายที่จะใช้ในการทดลองนี้เป็นต้นทุนโครงข่ายประเภท VWP ที่หาจากอัลกอริทึมแบบ MC โดย traffic volume ของโครงข่ายเท่ากับ 1 และแสดงผลเฉลี่ยในรูปของเปอร์เซ็นต์ต้นทุนที่จะต้องเพิ่มให้กับโครงข่ายเพื่อให้โครงข่ายสามารถแก้ไขปัญหาหนึ่งสายเชื่อมโยงเสียหายได้ (spare network cost) ซึ่งหลังจากการทดลองได้ทำการสรุปผลเฉลี่ยและแสดงเป็นกราฟในรูปที่ 4.10 (ก) และ (ข) โดยจุดกากบาทในกราฟตามแนวตั้งนั้นแสดงเปอร์เซ็นต์ต้นทุนของโครงข่ายที่มีค่า C_n เท่ากัน แต่มีลักษณะการเชื่อมต่อของสายเชื่อมโยงในโครงข่ายที่แตกต่างกัน



รูปที่ 4.10 : กราฟความสัมพันธ์ระหว่างต้นทุนที่จะต้องเพิ่มเพื่อให้โครงข่ายสามารถแก้ไขปัญหาหนึ่งข่ายเชื่อมโยงเสียหายได้ (spare network cost) กับค่า normalized connectivity (C_n)

จากรูป แม้ว่าทั้งสองกราฟจะมีค่า M ไม่เท่ากัน แต่อย่างไรก็ตาม เรายังสามารถสรุปได้ว่า เปอร์เซ็นต์ต้นทุนเพิ่มของโครงข่ายจะมีลักษณะลดลงเมื่อค่า C_n ของโครงข่ายมีค่าสูงขึ้น ตัวอย่างเช่น ที่ $M = 1$ เปอร์เซ็นต์ต้นทุนเพิ่มของโครงข่ายจะลดลงจาก 97.43% ที่ $C_n = 0.38$ เหลือ 37.035 % ที่ $C_n = 0.715$ ที่เป็นเช่นนี้เพราะ จากความหมายของค่า C_n เมื่อค่า C_n ของโครงข่ายสูงขึ้นนั้นหมายถึง จำนวนสายเชื่อมโยงในโครงข่ายมีจำนวนเพิ่มมากขึ้น ซึ่งส่งผลให้ความยาวหรือระยะทางของเส้นทางแต่ละคู่โหนดสามารถสั้นลงได้เมื่อเทียบกับโครงข่ายที่มีค่า C_n ที่ต่ำกว่า และนอกจากนี้ค่า C_n ที่สูงกว่ายังส่งผลให้ จำนวนเส้นทางของแต่ละคู่โหนดที่ใช้พิจารณาเพื่อจัดสรรให้กับโครงข่ายมีจำนวนมากขึ้น ดังนั้น โครงข่ายที่มีค่า C_n สูงจึงมีโอกาสจัดวางเส้นทางที่เป็น restoration path ของหลายๆ เส้นทางและหลายๆ เหตุการณ์หนึ่งสายเชื่อมโยงขาดให้สามารถร่วมกันใช้ spare fiber เส้นเดียวกัน (sharing) ได้มากกว่าโครงข่ายที่มีค่า C_n ต่ำกว่า เพราะฉะนั้น เมื่อรวมผลของระยะทางของเส้นทางแต่ละคู่โหนดที่สั้นลงแล้ว จึงส่งผลให้เปอร์เซ็นต์ต้นทุนเพิ่มมีลักษณะการเปลี่ยนแปลงดังที่แสดงอยู่ในกราฟ

จากผลการทดลอง แม้ว่าพารามิเตอร์ C_n จะทำให้เราสามารถประมาณต้นทุนของโครงข่ายได้ แต่อย่างไรก็ตาม จากการทดลองนี้มีข้อที่น่าสงสัยประการหนึ่งคือ ทำไมที่แต่ละค่า C_n จึงมีช่วงการเปลี่ยนแปลงของต้นทุนโครงข่ายที่ค่อนข้างกว้าง ยกตัวอย่างเช่น จากรูปที่ 4.10 (ก) ที่ค่า $C_n = 0.523$ ต้นทุนโครงข่ายมีช่วงการเปลี่ยนแปลงประมาณ 32.26% (มีค่าสูงสุดต่ำสุดเท่ากับ 74.19% และ 41.93% ตามลำดับ) ดังนั้น จากผลการทดลอง แสดงให้เห็นว่า ค่า C_n สามารถใช้ประมาณต้นทุนโครงข่ายได้เพียงระดับหนึ่งเท่านั้น แต่ยังไม่เพียงพอที่จะประมาณต้นทุนโครงข่ายได้อย่างมีประสิทธิภาพ

จากการทำวิจัยของวิทยานิพนธ์นี้ ทำให้เราทราบว่าพารามิเตอร์ที่สำคัญอีกตัวหนึ่ง ซึ่งถ้านำมาร่วมพิจารณากับพารามิเตอร์ C_n แล้วจะทำให้สามารถต้นทุนของโครงข่ายได้ดีขึ้น และยังสามารถอธิบายได้ว่า ทำไมที่แต่ละค่า C_n จึงมีช่วงการเปลี่ยนแปลงต้นทุนโครงข่ายที่ค่อนข้างกว้าง ซึ่งพารามิเตอร์ที่สำคัญนั้นก็คือ ค่าระยะทางเฉลี่ยของเส้นทางที่สั้นที่สุดของทุกๆ คู่โหนดของโครงข่าย (average distance of shortest paths, d_{avg}) เพื่อให้เข้าใจว่าค่า d_{avg} มีผลอย่างไรต่อต้นทุนโครงข่าย จึงได้กำหนดการทดลองขึ้นมาอีกการทดลอง โดยการทดลองนี้ใช้โครงข่ายหลายๆ โครงข่ายเหมือนกับการทดลองแรก แต่ในคราวนี้ เราจะใช้โครงข่ายที่มีขนาดใหญ่ขึ้นจากเดิม คือ จำนวนโหนดทั้งหมดของโครงข่าย 14 โหนด โดยแต่ละโครงข่ายที่ใช้ในการทดลองจะมีคุณสมบัติที่แตกต่างกันอยู่ 2 ประการ ประการแรกคือ ค่า C ของแต่ละโครงข่ายจะมีค่าได้เพียง 1 ใน 6 ค่านี้เท่านั้นคือ 2.5, 3, 3.5, 4, 4.5 และ 5 และคุณสมบัติอีกประการหนึ่งคือ ค่า d_{avg} ของโครงข่ายจะ

มีค่าได้เพียง 1 ใน 7 ค่านี้เท่านั้นคือ 1.5, 1.75, 2.0, 2.25, 2.5, 2.75 และ 3.0 ต้นทุนของโครงข่ายที่ใช้ในการทดลองนี้ แสดงในรูปของเปอร์เซ็นต์ต้นทุนที่จะต้องเพิ่มให้กับโครงข่ายเพื่อให้โครงข่ายสามารถแก้ไขปัญหาหนึ่งข่ายเชื่อมโยงเสียหายได้ โดยใช้อัลกอริทึมแบบ MC SLB และ DJP ที่ออกแบบไว้หาต้นทุนโครงข่าย และกำหนดให้ traffic volume และ M มีค่าเท่ากับ 1 ซึ่งหลังจากการทดลอง ได้แสดงผลเฉลยไว้ในตารางที่ 4.2

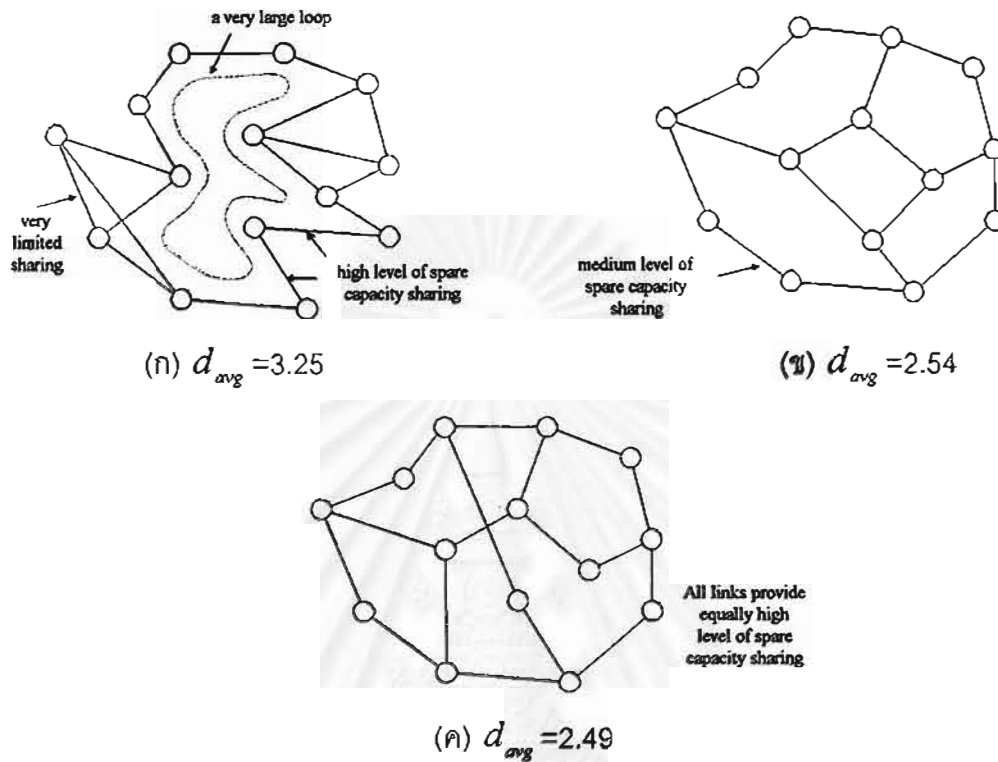
ตารางที่ 4.2: เปอร์เซนต์ต้นทุนเพิ่มเพื่อสร้างโครงข่ายที่สามารถแก้ไขปัญหาหนึ่งข่ายเชื่อมโยงเสียหาย โดยผลเฉลยที่แสดงในตารางแยกตามค่า connectivity (C) และ ค่าระยะทางเฉลี่ยของเส้นทางที่สั้นที่สุดของทุกๆจุดโนดของโครงข่าย (average distance of shortest paths, d_{avg})

d_{avg}	1.5			1.75			2.0			2.25			2.5			2.75			3.0		
C	MC	SLB	DJP	MC	SLB	DJP	MC	SLB	DJP	MC	SLB	DJP	MC	SLB	DJP	MC	SLB	DJP	MC	SLB	DJP
2													48.02	48.45	51.10	91.30	92.05	92.88	97.09	97.09	97.81
3										31.18	38.91	38.91	50.65	52.83	53.28	93.17	93.98	94.38	95.89	96.26	96.56
3.5							41.84	42.93	45.63	51.94	58.74	59.22	76.75	79.82	81.14	85.36	86.58	86.99			
4				20.98	24.69	24.54	35.52	35.52	36.61	66.34	66.83	67.32	81.41	84.51	84.51						
4.5	21.71	22.36	23.68	21.02	24.20	24.84	51.67	55	57.22	65.84	68.31	70.79									
5	27.37	25.52	25.52	27.92	31.17	33.17	56.83	61.20	61.20												

จากตารางผลเฉลย จะเห็นว่า เปอร์เซนต์ต้นทุนเพิ่มเพื่อแก้ไขปัญหาหนึ่งข่ายเชื่อมโยงเสียหายของทุกๆ โครงข่าย วิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ MC ต้องการต้นทุนต่ำกว่าแบบ SLB และ DJP ซึ่งเหมือนกับผลการวิเคราะห์ในหัวข้อที่ผ่านมา โดยจากตารางผลเฉลย วิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ MC มีต้นทุนต่ำกว่าแบบ SLB และ DJP ประมาณ 4-5% และ 7-8% ตามลำดับ และจากตาราง เมื่อพิจารณาผลเฉลยเมื่อกำหนดค่า C คงที่ (พิจารณาผลเฉลยในแนวนอน) จะเห็นว่า เปอร์เซนต์ต้นทุนเพิ่มของโครงข่ายจะมีค่าเพิ่มขึ้นเมื่อค่า d_{avg} ของโครงข่ายมีค่าสูงขึ้น ตัวอย่างเช่น ที่ $C = 4$ สำหรับวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ MC ต้องการต้นทุนเพิ่ม 20.98% ที่ $d_{avg} = 1.75$ และต้นทุนเพิ่มจะเพิ่มสูงขึ้นถึง 81.41% สำหรับค่า $d_{avg} = 2.5$ ซึ่งจากจุดนี้ ชี้ให้เห็นว่า d_{avg} เป็นพารามิเตอร์ที่สามารถประมาณต้นทุนโครงข่ายได้ เมื่อค่า C ของแต่ละโครงข่ายมีค่าเท่ากัน

เพื่ออธิบายว่าทำไมค่า d_{avg} จึงสามารถประมาณต้นทุนโครงข่ายได้เมื่อค่า C ของแต่ละโครงข่ายมีค่าเท่ากัน จึงได้ยกตัวอย่างโครงข่ายจำนวน 3 โครงข่ายเพื่อประกอบการอธิบาย ซึ่งได้

แสดงไว้ในรูปที่ 4.11 โดยแต่ละโครงข่ายมีจำนวนโนดและค่า C ของโครงข่ายเท่ากัน แต่จะมีค่า d_{avg} ที่ต่างกัน ดังนั้นจากรูป แต่ละโครงข่ายจึงมีลักษณะการเชื่อมต่อของโนดภายในโครงข่ายต่างกัน



รูปที่ 4.11: โครงข่ายที่มีค่า connectivity (C) เท่ากัน แต่มีค่าระยะทางเฉลี่ยของเส้นทางที่สั้นที่สุดของทุกๆ โหนดของโครงข่าย (average distance of shortest paths, d_{avg}) ไม่เท่ากัน

จากรูปที่ 4.11 เมื่อพิจารณาโครงสร้างการเชื่อมต่อของโนดภายในโครงข่ายอย่างละเอียด จะเห็นว่า โครงข่ายที่มีค่า d_{avg} ต่ำนั้น ตำแหน่งการจัดวางข่ายเชื่อมโยงของโครงข่ายนั้นจะต้องทำให้ เส้นใยแก้วนำแสงที่วางให้กับข่ายเชื่อมโยงสามารถร่วมกันใช้รองรับเส้นทางที่เป็น restoration path ได้หลายๆ เส้นทางของหลายๆ เหตุการณ์ข่ายเชื่อมโยงขาด โดยประสิทธิภาพการร่วมกันใช้เส้นใยแก้วนำแสงของแต่ละข่ายเชื่อมโยงนั้นจะต้องเท่าๆ กัน ไม่ไปใช้ร่วมกันใช้เส้นใยแก้วนำแสงที่ข่ายเชื่อมโยงใดข่ายเชื่อมโยงหนึ่งมากเกินไปหรือน้อยเกินไป (ดังรูปที่ 4.11(ค)) ดังนั้น โครงข่ายที่มีค่า d_{avg} ต่ำต้นทุนเพิ่มของโครงข่ายจึงสามารถลดลงได้ แต่ในทางตรงกันข้าม ถ้าพิจารณาโครงข่ายรูปที่ 4.11 (ก) ที่มีค่า d_{avg} สูง จะเห็นว่า ประสิทธิภาพการร่วมกันใช้เส้นใยแก้วนำแสงจะสูงมากที่บางข่ายเชื่อมโยงและต่ำมากที่บางข่ายเชื่อมโยง ดังนั้น จึงส่งผลให้ต้นทุน

ทุนเพิ่มของโครงข่ายมีค่าสูง เพราะฉะนั้น จากข้อสังเกตทั้งหมดสามารถสรุปได้ว่าประสิทธิภาพการร่วมกันใช้เส้นใยแก้วนำแสงจะสูงเมื่อค่า d_{avg} ของโครงข่ายต่ำ และประสิทธิภาพการร่วมกันใช้เส้นใยแก้วนำแสงจะต่ำเมื่อค่า d_{avg} ของโครงข่ายมีค่าสูง

การอธิบายว่า ทำไมค่า d_{avg} จึงส่งผลต่อต้นทุนของโครงข่าย นอกจากจะอธิบายได้จากเหตุผลในย่อหน้าที่ผ่านมาแล้ว เรายังสามารถอธิบายได้อีกแง่มุมหนึ่ง ซึ่งแง่มุมนั้นคือ การเกิดลูป (loop) ในโครงข่าย จากรูป 4.11(ก) จะเห็นว่า ตำแหน่งการวางข่ายเชื่อมโยงของโครงข่ายจะสร้างลูปขนาดใหญ่ให้กับโครงข่าย ซึ่งการที่โครงข่ายมีลูปขนาดใหญ่ จะทำให้ต้นทุนเพิ่มของโครงข่ายมีค่าสูง ยกตัวอย่างเช่น ถ้าเกิดเหตุการณ์ที่ข่ายเชื่อมโยงที่สร้างลูปขนาดใหญ่ขาด ทราฟฟิกระหว่างปลายในดทั้งสองด้านของข่ายเชื่อมโยงที่ขาดจะต้องวิ่งย้อนกลับไปอีกด้านหนึ่งของลูป ซึ่งเส้นทางที่วิ่งย้อนนี้จะเป็นระยะทางที่ค่อนข้างไกล กล่าวคือ จากรูปที่ 4.11(ก) ถ้าเปรียบเทียบกับระยะทางของเส้นทางเดิมก่อนข่ายเชื่อมโยงขาด เส้นทางที่ย้อนกลับไปอีกด้านหนึ่งของลูปจะไกลเป็น 11 เท่าของเส้นทางเดิม ดังนั้น ต้นทุนของโครงข่ายจะต้องเพิ่มขึ้นถึง 1100% เพื่อแก้ไขปัญหาหนึ่งข่ายเชื่อมโยงขาด แต่อย่างไรก็ตาม ต้นทุนเพิ่มรวมของทั้งโครงข่ายจะไม่ถึง 100% เนื่องด้วยผลของการร่วมกันใช้เส้นใยแก้วนำแสงของหลายๆ restoration path ของหลายๆ เหตุการณ์ข่ายเชื่อมโยงขาด และในทางตรงข้าม เมื่อพิจารณาโครงข่ายที่มีค่า d_{avg} ต่ำ จะเห็นว่าลักษณะการเชื่อมต่อของข่ายเชื่อมโยงจะไม่สร้างลูปที่มีขนาดใหญ่ ดังนั้น ระยะทางของ reatoration path จึงไม่ไกลเหมือนกับโครงข่ายที่มีค่า d_{avg} สูง เพราะฉะนั้น ต้นทุนเพิ่มของโครงข่ายจึงสามารถลดลงได้ กล่าวคือ ต้นทุนเพิ่มของโครงข่ายในรูปที่ 4.11(ค) จะเหลือเพียง 44.68% เมื่อเปรียบเทียบกับ 52.15%, 97.29% ของโครงข่ายรูปที่ 4.11(ก) และ (ข) ตามลำดับ

บทสรุปและข้อเสนอแนะ

5.1 บทสรุป

วิทยานิพนธ์นี้ ศึกษาวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่เพื่อแก้ไขปัญหาหนึ่งข่ายเชื่อมโยงของโครงข่าย WDM ได้รับความเสียหาย โดยได้ศึกษาไว้ 3 วิธีได้แก่ วิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบต้นทุนต่ำสุด (minimal cost approach, MC) แบบไม่ซ้ำเส้นทางเดิม (disjoint path approach, DJP) และท้ายสุดคือวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบบนพื้นฐานข่ายเชื่อมโยงเดียว (single link basis approach, SLB) โดยวัตถุประสงค์ของวิทยานิพนธ์คือ ทำการพิจารณาหาต้นทุนที่ต้องจัดสรรให้กับโครงข่ายตามแต่ละวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่ที่ได้ทำการศึกษา รวมทั้งทำการเปรียบเทียบแต่ละวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่ในด้านของต้นทุนที่ต้องจัดสรรให้กับโครงข่าย ความซับซ้อนในการจัดการควบคุมโครงข่าย ตลอดจนในแง่ของความเป็นไปได้ในการนำไปใช้งานในทางปฏิบัติ

วิธีการแรกที่วิทยานิพนธ์ได้เสนอไว้เพื่อใช้หาต้นทุนโครงข่ายคือ วิธีการใช้แบบจำลองทางคณิตศาสตร์ในการหาต้นทุนโครงข่าย โดยใช้ integer linear programming (ILP) เป็นเทคนิคในการสร้างแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ ซึ่งวิทยานิพนธ์นี้ได้แบ่งวิธีการสร้างแบบจำลองไว้ 2 วิธี วิธีแรกคือ วิธี optimized spare fiber assignment ซึ่งเป็นวิธีการหาจำนวนเส้นใยแก้วนำแสงที่เป็น spare fiber เท่านั้น โดยจะต้องมีการกำหนดเส้นทางและความยาวคลื่นของเส้นทางที่โครงข่ายใช้เมื่อโครงข่ายทำงานปกติ (active path) มาให้ ส่วนวิธีการสร้างแบบจำลองวิธีที่สองคือ วิธี jointly optimized working and spare fiber assignment ซึ่งเป็นวิธีการสร้างแบบจำลองที่สามารถใช้หาทั้งจำนวนเส้นใยแก้วนำแสงทั้งหมดทั้งที่เป็น working fiber และ spare fiber ได้พร้อมๆ กัน โดยไม่จำเป็นต้องกำหนดเส้นทางและความยาวคลื่นของเส้นทางที่โครงข่ายใช้เมื่อโครงข่ายทำงานปกติมาให้เหมือนวิธีการแรก

จากการใช้แบบจำลองทางคณิตศาสตร์ที่ได้เสนอไว้ทั้ง 2 วิธี ในการทดสอบหาจำนวนเส้นใยแก้วนำแสงทั้งหมดที่โครงข่าย 5 โหนด 7 ข่ายเชื่อมโยง (5N_7L) และโครงข่าย 8 โหนด 13 ข่ายเชื่อมโยง (8N_13L) ต้องการ สามารถสรุปผลการทดสอบในแง่ของความซับซ้อน (complexity) ของแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ได้ว่า ไม่ว่าจะแบบจำลองทางคณิตศาสตร์จะสร้างขึ้น

จากวิธี optimized spare fiber assignment หรือ วิธี jointly optimized working and spare fiber assignment แบบจำลองทางคณิตศาสตร์ของโครงข่ายประเภท VWP จะมีความซับซ้อนน้อยกว่าแบบจำลองของโครงข่ายประเภท WP เพราะจำนวน constraint และจำนวนตัวแปรทั้งหมดที่ใช้สร้างแบบจำลองของโครงข่าย VWP ไม่ขึ้นอยู่กับจำนวนความยาวคลื่นสูงสุดที่สามารถมัลติเพล็กซ์ได้ในเส้นใยแก้วนำแสง (M) แต่ในทางตรงกันข้าม จำนวน constraint และจำนวนตัวแปรของโครงข่าย WP จะเพิ่มขึ้นตามค่า M ของเส้นใยแก้วนำแสง เพราะฉะนั้นเมื่อพิจารณาในเชิงของเวลาที่ใช้ในการคำนวณหาผลเฉลย (computational time) แบบจำลองทางคณิตศาสตร์ของโครงข่าย WP จึงใช้เวลาในการคำนวณหาผลเฉลยนานกว่าแบบจำลองของโครงข่าย VWP และจากผลการทดสอบยังแสดงให้เห็นว่า แบบจำลองทางคณิตศาสตร์ที่สร้างด้วยวิธี jointly optimized working and spare fiber assignment มีความซับซ้อนมากกว่าวิธี optimized spare fiber assignment เพราะฉะนั้น วิธี jointly optimized working and spare fiber assignment จึงใช้เวลาในการคำนวณหาผลเฉลยนานกว่าวิธี optimized spare fiber assignment แต่อย่างไรก็ตาม เมื่อพิจารณาทางด้านต้นทุนโครงข่าย วิธี jointly optimized working and spare fiber assignment สามารถประหยัดต้นทุนที่ใช้สร้างโครงข่ายได้มากกว่าวิธี optimized spare fiber assignment

นอกจากวิทยานิพนธ์นี้จะได้นำเสนอ แบบจำลองทางคณิตศาสตร์ที่ใช้หาต้นทุนโครงข่ายของวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ MC DJP และ SLB แล้วยังได้เสนอ แบบจำลองทางคณิตศาสตร์ที่ใช้หาค่าขอบเขตล่างของต้นทุนโครงข่ายด้วย โดยวัตถุประสงค์ของการนำเสนอ คือให้สามารถนำเอาวิธีการหาค่าขอบเขตล่างของต้นทุนโครงข่าย มาใช้เป็นประโยชน์ในการประมาณต้นทุนโครงข่าย ซึ่งจากการเปรียบเทียบค่าขอบเขตล่างของต้นทุนโครงข่ายกับผลเฉลยจากแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ของวิธี MC ทำทราบจุดเด่นของวิธีการหาค่าขอบเขตล่างของต้นทุนโครงข่ายคือ นอกจากจะใช้ประมาณต้นทุนโครงข่ายได้อย่างมีประสิทธิภาพแล้ว ความซับซ้อนของแบบจำลองนี้ยังน้อยกว่าแบบจำลองที่ใช้หาต้นทุนโครงข่าย เพราะฉะนั้น ทำให้สามารถใช้แบบจำลองทางคณิตศาสตร์ที่ใช้หาค่าขอบเขตล่างของต้นทุนโครงข่ายในการประมาณต้นทุนโครงข่ายได้ในเวลาอันเหมาะสม

แม้ว่าข้อดีของแบบจำลองทางคณิตศาสตร์ที่ใช้หาต้นทุนโครงข่าย คือ ต้นทุนที่หาได้จะเป็นต้นทุนที่ต่ำที่สุด แต่อย่างไรก็ตาม แบบจำลองทางคณิตศาสตร์ที่ใช้หาต้นทุนโครงข่ายยังมีข้อเสีย คือ ใช้เวลาในการคำนวณหาผลเฉลยค่อนข้างนาน แม้ว่าจะใช้แบบจำลองทางคณิตศาสตร์ในการคำนวณหาต้นทุนของโครงข่ายที่มีขนาดเล็กก็ตาม ซึ่งจากผลการวิเคราะห์ จะเห็นว่า ในบาง

แบบจำลองทางคณิตศาสตร์ของโครงข่าย 8N_13L ใช้เวลาในการคำนวณหาผลเฉลยมากกว่า 1 วัน ดังนั้น แบบจำลองทางคณิตศาสตร์ที่ได้ออกแบบไว้จึงเหมาะสมสำหรับโครงข่ายขนาดเล็กเท่านั้น เพราะฉะนั้น เพื่อให้สามารถหาต้นทุนของโครงข่ายขนาดใหญ่ได้ วิทยานิพนธ์นี้จึงได้ออกแบบ heuristic อัลกอริทึมเพื่อใช้สำหรับหาต้นทุนของโครงข่ายที่มีขนาดใหญ่

หลังจากใช้อัลกอริทึมที่ได้ออกแบบไว้หาต้นทุนของโครงข่าย EON (รูปที่ 4.6) ที่มีจำนวนโนดและข่ายเชื่อมโยงเท่ากับ 18 โหนดและ 35 ข่ายเชื่อมโยงตามลำดับ สามารถสรุปผลการทดสอบได้ว่า เมื่อเปรียบเทียบระหว่างต้นทุนของทั้งสามวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่ วิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่ที่ต้องการต้นทุนที่ใช้สร้างโครงข่ายน้อยที่สุดคือ วิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ MC แต่อย่างไรก็ตาม วิธีการนี้ไม่เหมาะสมกับการใช้งานทางปฏิบัติ เพราะวิธีการนี้มีความซับซ้อนในการจัดการและควบคุมโครงข่ายค่อนข้างสูง ซึ่งวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่ที่น่าจะเหมาะสมกับทางปฏิบัติมากกว่าวิธี MC คือวิธี SLB ทั้งนี้เนื่องจาก วิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ SLB ให้ต้นทุนโครงข่ายที่ต่ำใกล้เคียงกับวิธี MC แต่ความซับซ้อนทางด้านการจัดการควบคุมโครงข่ายของวิธีการนี้น้อยกว่าวิธี MC ส่วนวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่ที่ต้องการต้นทุนในการสร้างโครงข่ายสูงสุดคือ วิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แบบ DJP แต่อย่างไรก็ตาม วิธีการนี้มีข้อดีที่ซึ่งอีกสองวิธีไม่มี คือ โดยธรรมชาติของวิธี DJP สามารถป้องกันโนดของโครงข่ายเสียหายได้ นอกเหนือจากป้องกันข่ายเชื่อมโยงเสียหาย

จากการศึกษาอิทธิพลของจำนวนความยาวคลื่นสูงสุดที่สามารถมัลติเพล็กซ์ได้ในเส้นใยแก้วนำแสง (M) ที่มีต่อต้นทุนโครงข่าย สามารถสรุปผลการศึกษาได้ว่า ต้นทุนโครงข่ายจะเพิ่มขึ้นตามค่า M ที่สูงขึ้น แต่ในทางกลับกัน จำนวนเส้นใยแก้วนำแสงทั้งหมดที่โครงข่ายต้องการกลับลดลงเมื่อ M มีค่าสูงขึ้น ทั้งนี้เนื่องจาก เมื่อ M มีค่าสูงขึ้น โครงข่ายจะมีช่องสัญญาณที่ไว้สำหรับรองรับทราฟฟิกเป็นจำนวนมาก ดังนั้น จำนวนเส้นใยแก้วนำแสงที่โครงข่ายต้องการจึงสามารถลดลงได้ แต่อย่างไรก็ตาม การที่ค่า M ของเส้นใยแก้วนำแสงมีค่าสูงขึ้นนั้นจะส่งผลทำให้ประสิทธิภาพการใช้เส้นใยแก้วนำแสง (utilization) ของโครงข่ายลดลงตามค่า M ที่สูงขึ้นด้วย

นอกจากวิทยานิพนธ์นี้จะศึกษาผลของค่า M ต่อต้นทุนโครงข่ายแล้ว วิทยานิพนธ์นี้ยังศึกษาผลของอุปกรณ์แปลงผันความยาวคลื่นที่มีต่อต้นทุนโครงข่าย ทั้งนี้เพื่อสรุปผลดีและผลเสียของการใช้อุปกรณ์แปลงผันความยาวคลื่นในโครงข่าย WDM ซึ่งหลังจากใช้แบบจำลองทางคณิตศาสตร์และอัลกอริทึมที่ได้ออกแบบไว้หาต้นทุนของโครงข่ายทั้งประเภท WP และ VWP สามารถสรุปผลการวิเคราะห์ได้ว่า อุปกรณ์แปลงผันความยาวคลื่นจะมีประโยชน์ในการลดต้นทุน

ของโครงข่ายได้เพียงบางช่วงของค่า M เท่านั้น โดยอุปกรณ์แปลงผันความยาวคลื่นจะสามารถลดต้นทุนได้อย่างมีประสิทธิภาพหรือไม่ขึ้นอยู่กับลักษณะ physical topology และวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่ที่โครงข่ายใช้เพื่อแก้ไขปัญหาหนึ่งข่ายเชื่อมโยงเสียหาย

เรื่องสุดท้ายที่วิทยานิพนธ์นี้ได้นำเสนอคือ การนำเสนอเกี่ยวกับการใช้ค่า connectivity (C) และค่าระยะทางเฉลี่ยของเส้นทางที่สั้นที่สุดของทุกๆ คู่โหนดของโครงข่าย (average distance of shortest paths, d_{avg}) ในการประมาณต้นทุนโครงข่าย ซึ่งจากการทำวิจัยเราพบว่า ค่า connectivity เพียงค่าเดียวไม่สามารถประมาณต้นทุนของโครงข่ายได้อย่างมีประสิทธิภาพ แต่ถ้านำค่าระยะทางเฉลี่ยของเส้นทางที่สั้นที่สุดมารวมกันพิจารณากับค่า connectivity จะสามารถประมาณต้นทุนของโครงข่ายได้ดีขึ้น โดยที่ ถ้าค่า connectivity ของทั้งสองโครงข่ายมีค่าเท่ากัน โครงข่ายที่มีค่าระยะทางเฉลี่ยของเส้นทางที่สั้นที่สุดสูงกว่าจะมีต้นทุนโครงข่ายสูงกว่าโครงข่ายที่มีค่าระยะทางเฉลี่ยของเส้นทางที่สั้นที่สุดต่ำกว่า (แปรผันตามกัน) และในทางตรงกันข้าม ถ้าทั้งสองของโครงข่ายมีค่า connectivity ไม่เท่ากัน โครงข่ายที่มีค่า connectivity สูงกว่าจะให้ต้นทุนของ โครงข่ายต่ำกว่าโครงข่ายที่มีค่า connectivity ต่ำกว่า (แปรผกผันกัน)

5.2 ข้อเสนอแนะ

งานวิจัยในขั้นต่อไปที่น่าสนใจ คือ

1. จากงานวิจัยในวิทยานิพนธ์ที่เกี่ยวข้องกับอิทธิพลของอุปกรณ์แปลงผันความยาวคลื่นที่มีต่อต้นทุนโครงข่าย ที่ได้สรุปไว้ว่า อุปกรณ์แปลงผันความยาวคลื่นจะสามารถลดต้นทุนได้อย่างมีประสิทธิภาพหรือไม่ขึ้นอยู่กับลักษณะ physical topology และวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่ที่โครงข่ายโครงข่ายใช้เพื่อแก้ไขปัญหาหนึ่งข่ายเชื่อมโยงเสียหาย ซึ่งงานวิจัยที่น่าสนใจที่สามารถกระทำต่อจากข้อสรุปนี้ได้คือ งานวิจัยในเชิงที่สามารถระบุลักษณะ physical topology ของโครงข่ายว่าแบบใดที่อุปกรณ์แปลงผันความยาวคลื่นมีผลต่อการลดลงของต้นทุนโครงข่าย

2. ในด้านการประมาณต้นทุนโครงข่าย ที่ซึ่งวิทยานิพนธ์นี้ได้เสนอว่า ให้ใช้ค่า connectivity และค่าระยะทางเฉลี่ยของเส้นทางที่สั้นที่สุดของโครงข่ายในการประมาณต้นทุนโครงข่าย แต่อย่างไรก็ตาม ในวิทยานิพนธ์ไม่ได้ทำการสรุปเป็นสูตรสำเร็จทางคณิตศาสตร์ไว้สำหรับการประมาณต้นทุนโครงข่าย ดังนั้น งานวิจัยที่ควรทำในขั้นต่อไปคือ การหาสูตรสำเร็จทางคณิตศาสตร์ที่ใช้ประมาณต้นทุนโครงข่าย ทั้งนี้เพื่อประโยชน์ในการประมาณต้นทุนโครงข่ายในทางปฏิบัติ

3. งานวิจัยที่น่าสนใจเกี่ยวกับการออกแบบโครงข่าย WDM อีกด้านหนึ่งนอกเหนือจากงานวิทยานิพนธ์ที่เสนอไว้คือ งานวิจัยเกี่ยวกับลักษณะการวางข่ายเชื่อมโยงเพื่อเชื่อมต่อโนดของโครงข่าย โดยศึกษาในด้านของลักษณะการวางข่ายเชื่อมโยงแบบใดที่ทำให้ต้นทุนของโครงข่ายเพิ่มขึ้นหรือต่ำลง ทั้งนี้เพื่อประโยชน์ในการออกแบบโครงข่าย WDM

4. เนื่องจากวิธีการแก้ไขปัญหานึงข่ายเชื่อมโยงเสียหาย ที่วิทยานิพนธ์ได้ทำการวิจัยคือ ใช้การจัดสรรเส้นทางใหม่ให้กับเส้นทางที่ถูกรบกวนจากข่ายเชื่อมโยงที่ขาด แต่อย่างไรก็ตาม มีนักวิจัยบางท่าน [30] ได้เสนอวิธีการแก้ไขข่ายเชื่อมโยงเสียหายโดยอาศัยการใช้โครงข่ายที่มีโครงสร้างเป็นวงแหวนที่เรียกว่า p-cycle ซึ่งงานวิจัยที่น่าสนใจเกี่ยวกับเรื่องนี้คือ การเลือกวงแหวนอย่างไรจึงจะเหมาะสมกับการแก้ไขปัญหานึงข่ายเชื่อมโยงเสียหาย และก้นำวิธีการนี้มาเปรียบเทียบกับวิธีการจัดสรรเส้นทางใหม่แล้วให้ผลดีและผลเสียอย่างไร ทั้งนี้เพื่อประโยชน์ในการเลือกวิธีการแก้ไขปัญหานึงข่ายเชื่อมโยงที่เหมาะสมกับโครงข่าย รวมทั้งเพื่อประโยชน์ในการออกแบบโครงข่ายในทางปฏิบัติด้วย

รายการอ้างอิง

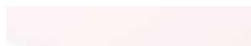
- 1 Wagner, R. E., et al. MONET: Multi-Wavelength Optical Networking. IEEE/OSA Journal of Lightwave Technology 14 (June 1996): 1341-1348.
- 2 Kaminow, I. P., et al. A Wideband All-Optical WDM Network. IEEE Journal on Selected Areas in Communications 14 (1996): 780-799.
- 3 Garrett, L. D., et al. The MONET New Jersey Network Demonstration. IEEE Journal on Selected Areas in Communications 16 (Sept 1998): 1199-1219.
- 4 Chbat, M. W., et al. Toward **Wide-Scale All Optical** Transparent Networking: The ACTS Optical Pan-European Network (OPEN) Project. IEEE Journal on Selected Areas in Communications 16 (Sept 1998): 1226-1244.
- 5 Jourdan, A., et al. **Fully Reconfigurable** WDM Optical Crossconnect: Feasibility Validation and Preparation of Prototype Crossconnect for ACTS "OPEN" Field Trials. Proc. ECOC'97 (1997): 55-58.
- 6 Chang, G.K., et al. Multi-Wavelength Reconfigurable WDM/ATM/SONET Network Testbed. IEEE/OSA Journal of Lightwave Technology 14 (June 1996): 1320-1340.
- 7 Sato, K. ;and Okamoto, S. Photonic **Trans**port Technologies to Create Robust Backbone Networks. IEEE Communications Magazine (August 1999): 78-87.
- 8 Butler, R.K. ;and Polson, D.R. **Wave-Devision Multip**lexing in the Sprint Long Distance Network. IEEE Communications Magazine (February 1998): 52-55.
- 9 Sato, K. ;and Okamoto, S. Optical Path Cross-Connect System for Photonic **Transport** Networks. Proc.GLOBECOM'93, (1993): 474-480.
- 10 Gibong, J. ;and Ayanoglu, E. Comparison of **Wavelength-Inter**changing and **Wavelength-Selective** Cross-Connects in Multiwavelength All-Optical Networks. Proc.INFOCOM'96 1 (1996): 156-163.
- 11 Ramaswami, R. ;and Sivarajan, K.N. Routing and Wavelength Assignment in All-Optical Networks. IEEE/ACM Trans. of Networking 3 (October 1995): 489-500.

- 12 Nagatsu, N. ; Hamazumi, Y. ; and Sato, K. Optical Path Accommodation Designs Applicable to Large Scale Networks. IEICE Trans. COMMUN. E78-B (April 1995): 597-607.
- 13 Nagatsu, N.; Okamoto, S.; and Sato, K. Optical Path Cross-Connect System Scale Evaluation Using Path Accommodation Design for Restricted Wavelength Multiplexing. IEEE Journal on Selected Areas in Communications 14 (June 1996): 893-902.
- 14 Caenegem, B.V., et al. Dimensioning of Survivable WDM Networks. IEEE Journal on Selected Areas in Communications 16 (September 1998): 1146-1157.
- 15 Boroni, S.; Bayvel, P.; and Gibbens, R.J. On the Number of Wavelengths in Arbitrarily-Connected Wavelength-Routed Optical Networks. OSA Trends in Optics and Photonics Series (TOPS): Optical Network and Their Applications 20 (July 1998): 195-204.
- 16 Wuttisittikulij, L. ; and O'Mahony, M.J. Use of Spare Wavelength for Traffic Restoration in Multi-Wavelength Transport Network. IEEE Procs of ICC'96, (1996): 1778-1782.
- 17 Banerjee, D. ; and Mukherjee B. A Practical Approach for Routing and Wavelength Assignment in Large Wavelength-routed Optical Networks. IEEE Journal on Selected Areas in Communications 14 (June 1996): 903-908.
- 18 Wauters, N. ; and Demeester, P. Design of the Optical Path Layer in Multi-wavelength Cross- connected Networks. IEEE Journal on Selected Areas in Communications 14 (June 1996): 881-892.
- 19 Wuttisittikulij, L. ; and O'Mahony, M.J. Use of the Genetic Algorithm for Solving the Wavelength Assignment Problem. Procs.of ICONIP'97 (November 1997).
- 20 Wuttisittikulij, L., et al. Routing and Wavelength Allocation in Multi-wavelength All-optical Ring Networks. Procs of ICC'99 3 (June 1999): 2018-2022.
- 21 Xiong, Y. ; and Mason, L. On State-Independent and State-Dependent Path Restoration in Self-healing Networks. Procs of INFOCOM'98 (1998): 1114-1118.
- 22 Ramamurthy, S. ; and Mukherjee, B. Survivable WDM Mesh Networks, Part I- Protection. Procs.of ICC'99 (1999): 744-751.

- 23 Iraschko, R. R. ; MacGregor, M. H. ; and Grover W. D., Optimal Capacity Placement for Path Restoration in STM or ATM Mesh-Survivable Networks. IEEE/ACM Transaction on Networking 14 (June 1996): 893-902.
- 24 ข้อมูลเกี่ยวกับการใช้โปรแกรม CPLEX สามารถหาได้จาก www.CPLEX.COM
- 25 Baroni, S., et al. Analysis and Design of Resilient Multifiber Wavelength-Routed Optical Transport Networks. IEEE Journal of Lightwave Technology 17 (MAY 1999): 743-758.
- 26 Baroni, S. ; Korotky, S.K. ; and Bayvel, P. Wavelength Interchange in Multi-Wavelength Optical Transport Networks. Procs of ECOC'97 3 (1997): 164-167.
- 27 Nagatsu, N. ; and Sato, K. Optical Path Accommodation Considering Failure Restoration with Minimum Cross-connect System Scale. IEEE/Network Operation and Network Symposium'96 (1996): 213-224.
- 28 Xiong, Y. ; and Mason, L. Restoration Strategies and Spare Requirements in Self-healing ATM Networks. Procs of INFOCOM'97 (1997): 1568-1574.
- 29 O'Mahony, M.J. ; and Lowe, E.D. Wavelength Contention Blocking in Circuit Switched WDM Optical Networks. Proc of ICC'93 (September 1993): 889-892.
- 30 Grover, W.D. ; and Stamatelakis D. Cycle-Oriented Distribution Proconfiguration: Ring-like Speed with Mesh-link Capacity for Self-planning Network Restoration. Proc of ICC'98 1 (1998): 537-543.



ภาคผนวก



เนื่องจาก ส่วนหนึ่งของงานวิจัยในวิทยานิพนธ์นี้ ได้รับการตีพิมพ์และเผยแพร่ในงานการประชุมทางวิชาการ Network 2000 ที่เมืองปารีส ประเทศฝรั่งเศส ในวันที่ 14-19 พฤษภาคม พ.ศ. 2543 ในชื่อบทความทางวิชาการเรื่อง A Comparative Study of Mesh and Multi-ring Design of Survivable WDM Networks ดังนั้น จึงขอนำบทความที่ได้รับการตีพิมพ์มาเสนออีกครั้งหนึ่ง ในภาคผนวก

A Comparative Study of Mesh and Multi-ring Designs for Survivable WDM Networks

T. Iamvasant, C. Bawornummarat, L. Wuttisittikulkij

Department of Electrical Engineering
Faculty of Engineering
Chulalongkorn University
Bangkok, Thailand 10330
Tel. +662 2186512 Fax. +662 2518991
lunch@ee.eng.chula.ac.th

Abstract. In this paper, two distinct optical network design approaches, namely mesh and multi-ring, for survivable WDM networks are investigated. The main objective is to compare these two design approaches in terms of network costs so that their merits in practical environments can be identified. In the mesh network design, a new mathematical model based on integer linear programming (ILP) and a heuristic algorithm are presented for achieving a minimal cost network design. In the multi-ring network design, a heuristic algorithm that can be applied to large network problems is proposed. The influence of wavelength conversion and the number of wavelengths multiplexed in a fiber on system designs are also discussed. Based on the simulation results, the redundancy quantities required for full protection in multi-ring approach are significantly larger in comparison to the minimal cost mesh counterpart.

1 Introduction

Recently, wavelength division multiplexing (WDM) has been seen as a promising technology for realizing future broadband networks to support the increasing bandwidth demands of various emerging applications, such as multimedia and web-browsing. In such networks, a few number of wavelength channels can be multiplexed into a single fiber, each operating at a few Gbit/s. Therefore, these types of networks are expected to offer an aggregate capacity in the order of Tbit/s, serving as a viable technology to overlay the existing transport networks.

One of the key issues associated with WDM network designs is the problem of wavelength allocation. Over the past few years, many research activities have made considerable efforts to solve this problem [1,2,3,4]. Moreover, some of these studies also include the network protection issue into their design considerations. This is because there is an increasing concern on the impacts of network failures in modern communication systems. It is important that certain network protection measures must be provided at the network design and dimensioning stage.

This paper studies the problem of network resource allocation in WDM networks employing wavelength routing technique. The key objective is to determine how fiber and wavelength resources can be simultaneously assigned to satisfy traffic demands

while providing full protection against all single link failures. The solution techniques for this problem are based on two design approaches: mesh and multi-ring.

In the mesh design, two path restoration schemes, namely a minimal cost protection and a single link basis protection, are examined. For the minimal cost protection approach [5], in the events of failures all optical connections are subject to be rearranged even when they may not be directly interrupted by the failures. Accordingly, this particular approach can allow, in principle, the design to be very efficient and result in the minimal network cost. This protection technique is therefore called the minimal cost approach (MC). For the restoration on a single link basis (SLB), only interrupted traffic connections are rerouted and other connections remain unchanged. Failures on different links along an active path can have different restoration paths depending on the place of link failure. Consequently, this approach is called the single link basis approach (SLB).

In order to illustrate the difference between the MC and SLB approaches, an example of a network scenario is given in Figure 1. In this example, the connections (1,6) and (3,4) are set up along the physical routes of 1-4-6 and 3-2-4 respectively under normal operation. Now, consider a situation when a failure occurs on the link between nodes 1 and 4. In SLB approach, only the connection (1,6) is subject to reroute as it is directly affected by the failure and in this example the new route chosen is through nodes 1-2-3-6 resulting in an extra wavelength channel being needed on link 2-3. In contrast, the MC approach requires no additional wavelength as both connections are re-arranged.

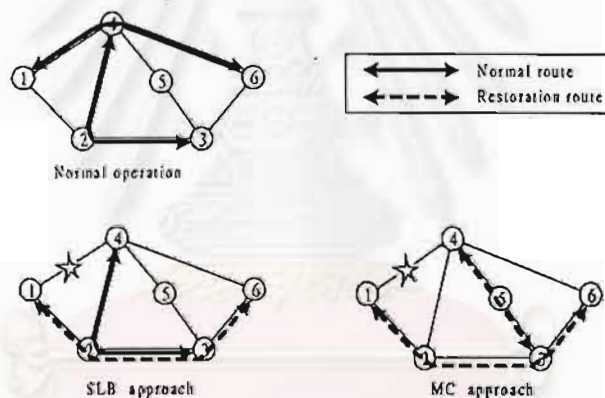


Fig. 1. An example illustrating the difference between the MC and SLB approaches

Although the minimal cost protection technique is very cost-efficient, it may not be suitable for practical use, due to unnecessary reconfigurations of the entire optical nodes in the networks. However, the design outcomes of this protection technique are useful for comparisons in terms of network costs with the other path restoration schemes such as SLB approach.

In the ring design, realizing a large-scale network using a single ring may not be practical due to the low efficiency of network bandwidth utilization. A new design technique using multiple rings described in [6] has been proposed. Instead of using a large single ring to cover the entire network, the network is divided into a number of

rings. These rings are used to support all traffic of the network. The criterion used in the design is that the traffic demands between each node pair must be accommodated over a single ring. No traffic is allowed to get across between rings in order to avoid complicated control and management. Consequently, the main problem of this design is how to select the rings from the number of possible rings in network in order to minimize the number of required fibers.

The multi-ring design may not be as efficient as the mesh design in terms of network utilization but it is an interesting alternative and currently attracts much attention. Firstly, since its structure is much simpler than that of the mesh, only add-drop multiplexers are needed whereas optical cross-connects would be required for mesh. Secondly, each unit of rings in the network can operate independently, thus the control and management can be fully distributed. Thirdly, the multi-ring design provides a full network protection against certain types of failures: all single-link and all single-node failures. This restoration feature is particularly important in future optical network which requires high level of network protection. Because of the multi-ring's simple structure, the entire restoration process in the ring network can be achieved through automatic hardware reconfiguration without rerouting the entire path, hence it is very fast and reliable. However a disadvantage of the multi-ring approach is that protection cost is 100% of unprotected rings.

The key issue that is addressed in this paper is determining and comparing the network costs between the two different design schemes in a quantitative manner. In addition, this paper also considers two different systems, namely wavelength path (WP) and virtual wavelength path (VWP). The VWP system differs from the WP system in that its node configurations include an additional wavelength conversion capability. Therefore, when setting up an optical path for a connection, the VWP can assign wavelengths on a link-by-link basis, whereas the WP must choose a single wavelength for all links along the entire physical route.

2 Minimal Cost Protection Technique

2.1 Integer Linear Programming (ILP)

Given a set of traffic demands and a physical network topology, the network topology is modeled as an undirected graph $G(v, \epsilon)$ where v is a set of nodes with size N and ϵ is a set of edges with size L . Let M be the number of wavelengths multiplexed into a fiber. Let X_i be the number of fibers (or capacity) on i^{th} edge and the characteristics of each fiber is assumed to be bi-directional and can only contain one wavelength ($M=1$), the objective function of this model is

$$\text{Min} : \sum X_i \quad \text{where } i \in \epsilon \quad (1)$$

The constraint to formulate the equation is derived from the minimum flow on a cut set which is defined as follows. The network graph is partitioned into two parts, G_1 and G_2 with cut set ϵ_c which corresponds to a set of edges that has one endpoint in G_1 and the other in G_2 . The possible minimum traffic of a cut set, $d_{\text{min}}(c)$, is the summation of each traffic demand which has a source and a destination lying on

different parts. As a result, the capacity of any cut set must be larger than or equal to the possible minimum traffic:

$$\sum X_i \geq d_{\min}(c) \quad \text{where } i \in \epsilon_c \quad (2)$$

Now, we can determine the network capacity from the linear formulations related to every possible cut set of the network graph. This capacity only provides for the traffic demands in normal operation. In order to extend the model to cover the protection requirements against all single-link failures, additional constraints are included as follows. An edge is removed from the network graph in turn, simulating each link failure event. Given a network graph with an edge removed, the same formulation of the minimum flow on a cut set is applied, producing a new set of required constraints. By applying this procedure to all edges, a total of L additional new sets of constraints would result, covering all link failure scenarios. All these constraints are sufficient to determine the minimal network cost with full protection. However, this model does not provide an exact solution, instead it can only be used as a lower bound on the network cost required.

2.2 Heuristic Algorithm

Due to the complexity of the problem, the design process is divided into three procedures: path accommodation, wavelength assignment, and restoration. The wavelength assignment procedure used in this paper is adopted from [7]. Since the wavelength assignment in VWP system is considered on a link-by-link basis, only the path accommodation procedure is required. Firstly, we will explain the path accommodation procedure. The flow chart of path accommodation is shown in Figure 2 (a). The outline is described as follows:

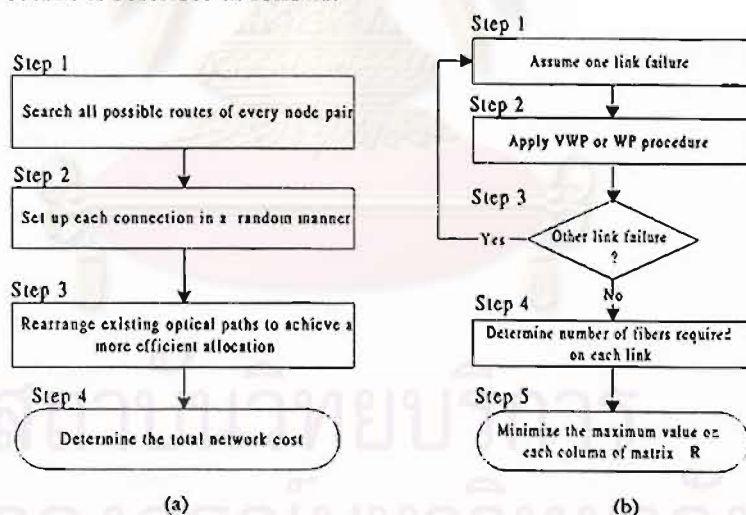


Fig. 2. Procedure of (a) the path accommodation and (b) MC restoration

Step 1: All possible routes between each node pair are searched

Step 2: Randomly select an appropriate physical route for each traffic connection

Step 3: After all connections have been established, the next step is an attempt to rearrange the existing allocation, so that the overall network cost is reduced. To accomplish this, each connection is reconsidered in turn to see whether they can be redirected on another route that leads to more efficient wavelength resource utilization

Step 4: As the VWP system assigns wavelengths on a link-by-link basis, the number of wavelength channels required on each link is equal to the number of optical connections passing through the corresponding link. The number of fibers required on each link can be obtained from $\lceil P/M \rceil$ where P is the number of optical paths going through the link and M is the number of wavelengths multiplexed in one fiber. Note that $\lceil X \rceil$ is the smallest integer greater than or equal to X . Consequently, the network cost can be obtained from the summation of the number of required fibers of every link times the number of wavelengths. In WP system, the wavelength assignment procedure is applied before determining the protection cost

The following restoration algorithm guarantees 100% protection against any single link failure in the network and it can be applied to both VWP and WP systems. The outline of this algorithm is shown in Figure 2 (b).

Step 1: A fiber link i is removed from the original structure for simulating a link failure event i . The resulting network is referred here as an incomplete network i . Note that there exists a total of L different incomplete networks

Step 2: Apply algorithms of VWP or WP to the incomplete network i and determine the number of fibers required for each fiber link, a total of $L-1$ results. These numbers are then memorized in row i of an $L \times L$ matrix R . Each row i in the matrix R contains results from each failure event i . Each column j contains the number of fibers required on link j for each failure event

Step 3: Repeat step 1 until all link failure events have been considered

Step 4: The maximum value of column j in the matrix R is taken as the number of fibers required to place on link j . Therefore, the total number of fibers required for full protection is the summation of the largest value in each column

Step 5: The matrix R obtained from the above steps is used as an initial result for further improvement. Since the network cost depends on the largest value in each column, it is useful to reduce the largest value of a certain column while keeping the largest values in all other columns unchanged. This technique can be repeated iteratively, until no further cost reduction is observed

3 Multi-ring Protection Technique

The design approach uses a heuristic algorithm which can be divided into two main steps. In the first step, ring selection and wavelength allocation are performed. The second step improves the design in order to minimize cost of the network and increase wavelength utilization in selected ring while getting rid of those rings that have low wavelength utilization. This step is iteratively performed until a satisfied solution is obtained, or no further improvement is observed. The details of each step are given as follows:

Step 1: Figure 3 (a) depicts the flowchart of step 1 process. Ring selection is a process in which an appropriate small set of rings is selected from all possible rings for handling all traffic demands. For each connection, a criterion used in the algorithm

is that only one ring is selected to support all traffic of connection. The ring must include the shortest route between that node pair and should also be of the smallest size possible since a smaller ring is found to be more efficient in terms of bandwidth usage. Note that a ring provides two disjoint paths between each connection. Selecting the shortest ring that contains the shortest route ensures that traffic demands are transported over the shortest distance. This is similar to the mesh design, in which high resource utilization could be achieved. If there is more than one appropriate ring, a ring which accommodates the highest number of shortest routes of all connections is selected in order to minimize the number of selected rings. This process is performed on each connection until there is no further unassigned connection. Next, the wavelength allocation is accomplished ring-by-ring by algorithms H3 and H4 proposed in [8]. The number of fibers required on each ring can then be obtained from $\lceil N_\lambda/M \rceil$ where N_λ is the number of maximum wavelengths required in all links and M is as defined previously. The network cost can be obtained from the summation of each selected ring cost which is the number of required fibers times the number of nodes in that ring

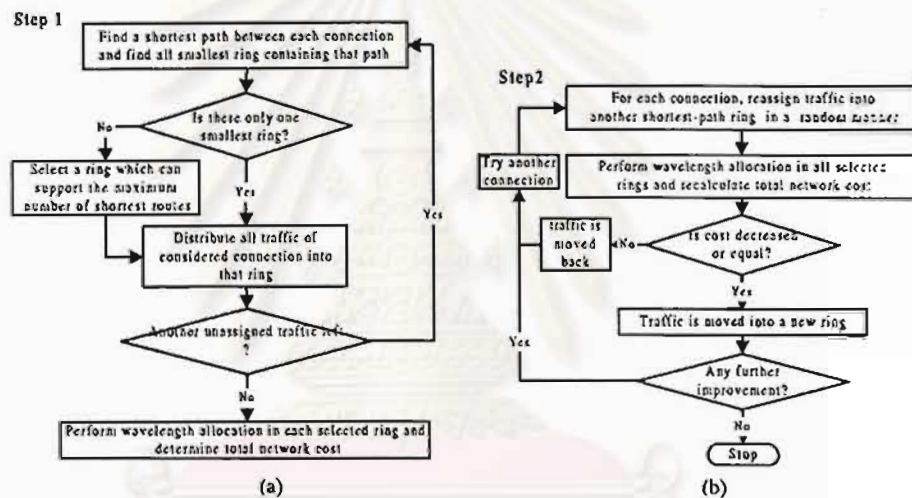


Fig. 3. (a) Procedure of the ring selection and wavelength allocation

(b) Procedure of the design improvement

Step 2: In general, the first solution may not always be satisfactory because the number of selected rings could be very large. In an extreme case, the total number of rings in the network can be equal to the number of connections because the traffic of each connection is exclusively supported by an individual ring. Under this condition, the total network cost will be very expensive. Therefore, it is used as an initial result which needs further improvement using the following process. The traffic demand between each connection is considered again in turn to see whether other alternative rings would result in a more effective allocation. In each round of improvements, the traffic between only one connection is considered. We attempt to move this traffic from pre-selected ring into a random alternative ring. For each connection, a

candidate ring is selected randomly and must be a member of previously selected ring set. If an alternative ring produces similar or better results, the new design outcome is accepted as the current solution before performing the next iteration. Otherwise, the traffic will be moved back to the old ring. This procedure is repeated until all traffic demands are considered and no further improvement is observed. The process described above is shown in Figure 3 (b).

4 Simulation Results and Discussion

4.1 Protection Cost

A network topology from [9] is used to illustrate the protection costs of mesh and multi-ring approaches with varying values of M (1,2,4,8), see Figure 4 (a). This network which is referred to here as Euro-Core is deliberately selected for discussion purposes in this paper, because it has relatively small number of nodes ($N = 11$ nodes) such that the ILP can still obtain the bound on the protection cost within a reasonable period of time. In addition, the network has very high level of connectivity, allowing a clear distinction between the costs of both design approaches. The traffic demands are assumed uniform with five levels of traffic volumes, *i.e.* 1 to 5. Therefore, the traffic volume of level i is defined as i times the total number of active paths among all node pairs, *i.e.* $i \times N(N-1)/2$ active paths.

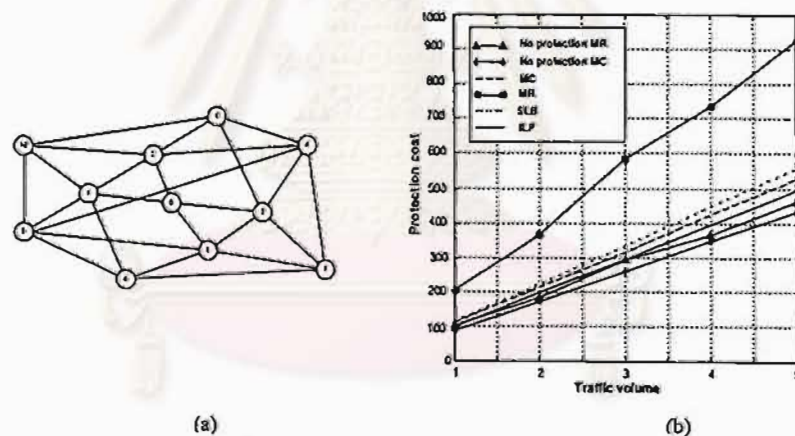


Fig. 4. (a) Experimental network: Euro-Core ($N=11$, $L=25$) (b) the protection cost with $M=1$

Figure 4 (b) shows the protection cost of every approach with $M=1$. Note that when $M=1$ there is no difference between the WP and VWP systems. Let first look at the bound on the total network cost obtained from the ILP formulation and the cost of the MC design scheme achieved by the heuristic algorithm. It appears that the network costs with full protection from the MC design are slightly higher than the lower bound for all traffic volumes. This implies that the heuristic algorithm is quite effective for this network sample. When comparing the network costs of the MC and

SLB designs (the SLB network cost is obtained from the heuristic algorithm in [7]), it is found that the differences between them are marginal, meaning that the SLB scheme can be made as cost-effective as the MC.

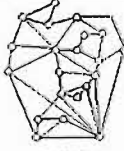
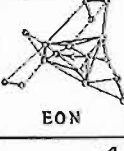
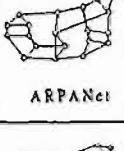

For the multi-ring protection technique, it is interesting to see that when no protection is provided the network cost (No protection MR) is just a little higher than that of the MC mesh approach (No protection MC). Note that the network cost of the MC approach is easily obtained from the summation of the number of lowest hop count of all node pairs; this is truly a minimal cost. The heuristic algorithm used for the MR design is therefore considered effective, because it is able to optimize the path allocation, such that both costs are comparable. The additional cost of the MR in respect to that of the MC is caused by the constraint that connections between a node pair must be confined only on one selected ring. For a given set of selected rings a pattern of traffic distribution, the multi-ring algorithm will attempt to balance the traffic load on every link of each individual ring, so that the number of fibers in the rings are minimized. To achieve this, some traffic loads will have to be assigned on a longer route.

We now turn to consider the differences between the MR and MC design approaches when protection is provided. For the multi-ring, it is a well-known fact that 100 % extra capacity is always needed for full protection. For the MC mesh the amount of extra capacity depends on the network topology and its connectivity in relation to traffic patterns. Usually the higher the connectivity is the lower the extra capacity will result. As mentioned earlier that this network sample has rather high connectivity, *i.e.* each node has on average 4.54 links adjacent to it, it is expected that the amount of extra capacity should be rather small. The heuristic algorithm used for finding the protection cost for the MC scheme described in this paper was able to achieve very good results, as the protection cost is only approximately 22.93% over the unprotected network cost. This particular example is certainly in favor of the MC mesh design, as it is much more expensive (up to 78.09%) to employ the multi-ring protection scheme in comparison to the MC mesh design. However, in a practical system which does not require 100% protection, the level of protection can easily be scaled to the desired level by removing some protection rings without changing or rerouting the existing design; this is an advantage of the multi-ring design over the mesh design.

In order to demonstrate further the differences between the protection costs of the multi-ring design and the MC mesh design, the results of several different network scenarios are given in Table 1. The traffic demands assumed in these networks are uniform with a volume of one and only one wavelength is multiplexed in each fiber. In the NSFNet, the multi-ring design requires 55.31% more capacity over the MC mesh counterpart, whereas in the ARPANet the difference is even smaller, *i.e.* only 40.74%. These two network configurations show a closer gap between the costs of the multi-ring and the mesh design when full protection against single link failures is provided. It is interesting to point out that both network structures have almost the same average number of links adjacent to a node *i.e.* 3, meaning that they both should theoretically require spare capacity of about 50%. This figure is obtained from a simple calculation. If a failure occurs at a certain link of a node, the traffic carried over that link would have to be redirected through the remaining 2 links connected to the node. If these disrupted traffic loads are split equally over the two links, each of the two links will have to provide an extra capacity of 50% of the normal traffic. It turns out that the ARPANet demands more than 50% spare capacity (54.14%)

whereas the reverse is true for the NSFNet (40.00%). As the costs of the multi-ring and MC mesh are not very different when no protection is included, it means that the total cost differences between the multi-ring and the MC mesh will depend on that how much each individual topology can take advantage on the alternative routes under a network failure.

Table 1. The network costs with and without protection achieved from the MC and MR heuristic algorithms. The value of C is the average number of links adjacent to a node. The percentage of difference between the cost with and without protection of MC is given in parenthesis

Network	N	L	C	MC		MR		$\frac{MR-MC}{MC} \cdot 100$ (with protection)
				without protection	with protection	without protection	with protection	
 UKNet	21	39	3.71	526	732 (39.16%)	597	1194	63.11%
 EON	18	35	3.89	336	505 (50.29%)	394	788	56.04%
 ARPANet	20	31	3.10	543	837 (54.14%)	589	1178	40.74%
 NSFNet	14	21	3.00	195	273 (40.00%)	212	424	55.31%

Let now turn back to our EURO-core example. Figure 5 illustrates the protection cost of the VWP system as a function of M and in this case the traffic volume is set to four. The network cost increases as the value of M increases. This means that, for each link of the network, the fibers have many channels that are unassigned wavelength for communications (in order words, the efficiency of fiber utilization of that link is low). As the value of M gets large, the number of unassigned channels becomes greater. Moreover, in multi-ring scheme, all links in a selected ring occupied the same number of fibers, which is the maximum fiber requirement of all links. Thus, the utilization of fibers in multi-ring scheme is certainly less efficient than the mesh design.

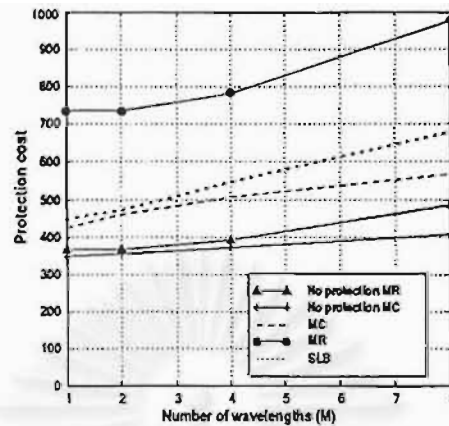


Fig. 5. The VWP protection cost with various values of M

Let us focus on the effect of M and the traffic demands on the ring utilization. To illustrate this, the number of selected rings is chosen to indicate the ring utilization as shown in Figure 6 (a). When the traffic demand is set at low level with a value of M greater than 1 (such as at point A), if the traffic loads are distributed among many separated rings, each ring will have a very low link utilization. Therefore, it is useful and more effective to aggregate these traffic loads into a smaller number of rings in order to increase the utilization of these chosen rings. When traffic is higher, each fiber of ring is more filled up and has a high utilization even if the traffic loads are distributed on many separated rings. Therefore, the higher traffic demand at this point results in a higher number of selected rings (such as at point B). This is true until the traffic is high enough that there are some remaining traffic loads which may need to be assigned on a new fiber. The ring utilization will be at a low level as in the case of a low traffic if the traffic loads are distributed among many rings. To maximize the ring utilization, a small number of rings are selected and this results in a decreased value of selected rings again (such as at point C). As seen from Figure 6 (a), the number of rings is repeated in this manner periodically. Moreover, the longer period at a higher value of M implies that the value of ring utilization changes more slowly when we multiplex more wavelengths into the fiber.

Here we investigate the effects of wavelength conversion. In the mesh designs, the ratio of the total network costs between the WP and VWP systems tend to increase with the number of wavelengths multiplexed in each fiber (M); this is depicted in Figure 6 (b). This highlights the importance of wavelength conversion when using a higher number of wavelengths in a fiber. This is particularly obvious in the SLB mesh technique. A reduction of 20-35% in the network cost is observed with the values of M between 4 to 8. On the other hand, in the multi-ring technique, wavelength conversion has so little influence. Since conversion is not useful for wavelength allocation in a single ring network as described in [8], no cost savings will be accomplished.

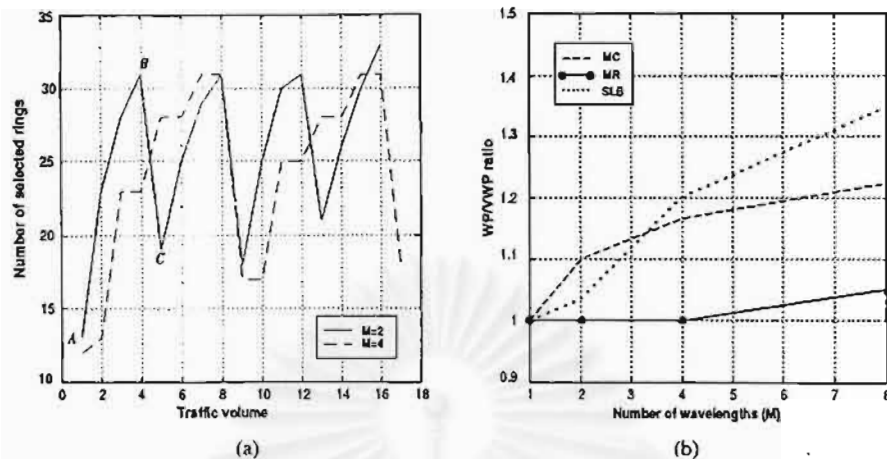


Fig. 6. (a) Relationship between number of selected rings and traffic volume
(b) Difference between WP and VWP systems

4.2 Execution Time Requirement of the ILP Technique

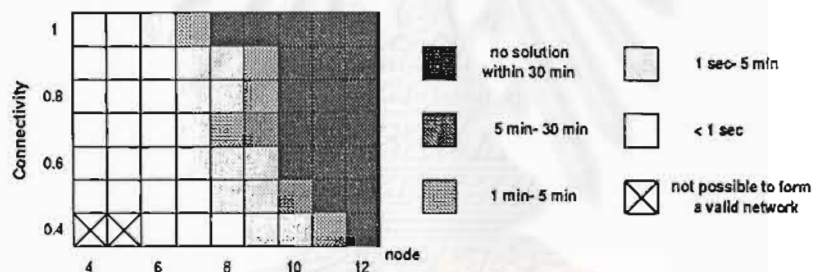


Fig. 7. The computational time for the ILP technique

A chart of the computational time requirement of the ILP technique of the MC approach is summarized in Figure 7. The execution results here are selected from test samples and the traffic patterns are uniform. Experimental network topologies are presented in term of the number of nodes and the physical network connectivity. The network connectivity is defined as the ratio of the number of links of testing networks to a full-connected network of the same number of nodes [9]. Based on these results, the execution time is longer as the connectivity or the number of nodes increases (corresponding to the large problem formulation). Therefore, the ILP technique is not practical when the network is greater. For example, the solution cannot be found within 30 minutes when the number of nodes is more than 10.

5 Conclusions

Strategies for designing WDM transport network against the single link failure based on the multi-ring and mesh designs have been discussed. In the mesh network, from the concept of MC scheme, integer linear programming (ILP) and heuristic algorithms are used to evaluate the protection cost. The complexity of ILP, however, depends on the network size, and the result is used as a lower bound of protection cost. The comparison between MC and SLB costs shows that the improvement due to the former is marginal. It is clear that the SLB scheme is sufficient for finding the minimal cost. In the multi-ring design, a heuristic algorithm is proposed. It was found that the protection cost of the multi-ring design is higher than that of the mesh design. However, in the case when full protection cost of multi-ring is not required, there are substantial benefits.

Based on our simulation, it is found that the number of wavelengths multiplexing into a fiber (M) plays a major role on the network protection cost in both mesh and ring design. Wavelength conversion affects the protection cost in the mesh design especially with a high value of M . In multi-ring design, it does not significantly reduce the protection cost.

References

1. R. Ramaswami and K. Sivarajan, "Optimal Routing and Wavelength Assignment in All-Optical Networks," in *Proc. INFOCOM'94*, June 1994.
2. D. Banerjee and B. Mukherjee, "A Practical Approach for Routing and Wavelength Assignment in Large Wavelength-Routed Optical Networks," *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 14, pp. 903-908, June 1996.
3. N. Wauters and P. Demeester, "Design of the Optical Path Layer in Multi-wavelength Cross-connected Networks," *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 14, June 1996.
4. S. Ramamurthy and B. mukherjee, "Survivable WDM Mesh Networks, Part I," in *Proc. INFOCOM'99*, vol. 2, pp. 744-754, 1999.
5. L. Wuttisittikulkij and M. J. O'Mahony, "Use of Spare Wavelength for Traffic Restoration in Multi-Wavelength Transport Network," in *IEEE Proceedings of ICC'96*, pp. 1778-1782, Texas, 1996.
6. L. Wuttisittikulkij and M. J. O'Mahony, "Design of a WDM Network using a Multi-ring Approach," in *IEEE Proceedings of GLOBECOM'97*, pp. 551-555, November 1997.
7. N. Nagatsu and K. Sato, "Optical Path Accommodation Considering Failure Restoration with Minimum Cross-connect System Scale," *IEEE/Network Operation and Network Symposium'96*, 1996.
8. L. Wuttisittikulkij, S. Leelanunnukul, S. Arreewanit and P. Prapinmongkolkarn, "Routing and Wavelength Allocation in Multi-wavelength All-optical Ring Networks," *IEEE Proceedings of ICC'99*, vol. 3, pp. 2018-2022, June 1999.
9. S. Boroni, P. Bayvel and Richard J. Gibbens, "On the Number of Wavelengths in Arbitrarily-Connected Wavelength-Routed Optical Networks," in *OSA Trends in Optics and Photonics Series (TOPS): Optical Network and Their Applications*, vol. 20, pp. 195-204, July 1998.

ประวัติผู้วิจัย

นาย เจริญชัย บรรณธรรมรัตน์ เกิดวันที่ 16 พฤศจิกายน พ.ศ. 2519 ที่อำเภอเมือง จ.ราชบุรี สำเร็จการศึกษาปริญญาตรีวิศวกรรมศาสตรบัณฑิต (เกียรตินิยมอันดับหนึ่ง) สาขาวิศวกรรมไฟฟ้า จาก มหาวิทยาลัยเกษตรศาสตร์ ในปีการศึกษา 2540 และเข้าศึกษาต่อในหลักสูตร วิศวกรรมศาสตรมหาบัณฑิต ที่จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย เมื่อ พ.ศ. 2541

