

集結與疏散交通指派問題之研究

A Study on The Gathering and Evacuation Traffic Assignment Problems

張 靖 Ching Chang¹

卓裕仁 Yuh-Jen Cho²

蘇昭銘 Jau-Ming Su³

摘 要

軍事後勤補給、災變緊急避難，及重大活動之人員與車輛的集結與疏散，皆可利用「集結與疏散交通指派問題(Gathering and Evacuation Traffic Assignment Problems, GETAP)」來幫助決策者進行規劃與決策。由於 GETAP 問題往往具有時效的急迫性，因此考量以系統最佳化(System Optimization)的觀念來解決此類問題，亦即所有車輛均須依照指定路線來行駛。然若系統最佳化之結果無法滿足決策者，例如總旅行時間太長或最後一部車到達集結點(安全區域)的時間太晚，則顯示既有路網運輸容量不足或路網瓶頸容量太小。因此在處理 GETAP 呈現上述容量不足情況時，則可考慮藉由改善現有運輸網路中某些節線之容量，或新增某些節線來提高網路運輸的最大流量，並滿足集結或疏散所需的運輸能量。本研究旨在將上述問題轉換為「最大流量問題(Maximal Flow Problem, MFP)」後，並利用「最佳增量節線(Most Augmenting Arcs, MAA)」理論所提出求解最佳單一增量節線之演算法來找出路網瓶頸所在，並整合系統最佳化觀念提出一改善路網容量之啟發式演算法。最後以一範例示範其演算過程；此外，本文亦介紹如何將各類集結與疏散交通指派問題轉換為抽象數學網路問題，並依據各類 GETAP 問題特性的不同，提出注意事項。

關鍵詞：最大流量；最佳增量節線；集結與疏散交通指派問題

¹ 中華大學交通與物流管理學系副教授兼系主任(通訊住址：新竹市東香里東香 30 號；電話：03-5374281 ext. 1619；E-mail：ching@chu.edu.tw)。

² 中華大學交通與物流管理學系助理教授。

³ 中華大學交通與物流管理學系副教授。

Abstract

In this research, the theory of the Most Augmenting Arcs (MAA) and system optimization with travel time constraint were applied to solve the Gathering and Evacuation Traffic Assignment Problems (GETAP). GETAP mostly occurred in an emergent or urgent situation. The Olympic games and emergency evacuations are good GETAP examples. For example, we need to plan how to transport audience from their origins to the stadium before Olympic games and transport audience from the stadium to their origins after the games. Since these emergent problems need to be solved in a short time, we might use network system optimization concept to solve these problems. An algorithm for the GETAP is also developed. First, the city street network is transferred as a s-t network. Secondly, the efficiency of the s-t network is evaluated by the maximum flow algorithm. If the current network is inefficient, i.e. the maximal flow is not large enough, the bottlenecks of the network will be found and improved by the most augmenting arc algorithm. The most augmenting arcs are those arcs which, when the capacities are augmented, can result in the greatest increase of the maximum flow of a given s-t network. In order to satisfy the system optimization, all vehicles have to drive according to the assigned paths. Finally, we used a simple example to show how to apply the proposed procedure to the considered transportation problems.

Key Words : *Gathering and evacuation traffic assignment problems, Maximum flow, Most augmenting arcs*

壹、前言

令世人矚目的 1996 年美國亞特蘭大市奧林匹克運動會期間，由於運輸系統無法提供足夠的運能，致使觀眾與選手發生行旅延誤之事件。除此之外，軍事後勤補給或災變緊急避難時人員與車輛之調度與疏導，亟需有完善的集結與疏散計畫才能爭取最快時效。上述的情形即形成了所謂的「集結與疏散交通指派問題 (Gathering and Evacuation Traffic Assignment Problems, GETAP)」；任何集結與疏散交通指派問題若是事前未妥善地規劃，極易由於運輸網路無法提供足夠的運能(最大流量)而產生延誤。因此不僅在一般物流系統或是軍事後勤系統中要重視此交通指派問題，在目前政府推動亞太運籌中心或是爭取舉辦重大國際活動及比賽之際，如何事先準確地評估既有運輸系統所能提供之運能，以及如何改善運輸系統以提供符合實際所需的運能，是值得重視的一項課題。

本研究主張以系統最佳化(System Optimization)的觀念來解決集結與疏

散交通指派問題，此乃由於這類的交通指派問題並非是經常性的，而是突發性的緊急事件，應以整個系統的總行旅時間成本極小化為目標考量。一般而言，在處理集結與疏散交通指派問題時，首先應評估目前運輸網路系統的運能是否可以負擔突發的需求。譬如，對軍事後勤而言，現有的運輸系統能否在一天之內將所有人員集結完畢？若可，下一步即分派其集結的移動路線與流量。反之，當評估運輸網路上之人員或車輛從產生點(Source)送到集結點(Sink)的最大流量值低於實際需求時，則需要克服運能不足的問題，也就是找出能夠以最小成本使網路流量增加最大的方法。當決策者認為目前網路所能提供的最大流量不符實際所需之情況下，為了提高網路的最大流量值，在現有的網路中需要改善那些節線之容量，或新增那些節線才能使網路的最大流量值增加最大？

本研究利用「最佳增量節線(Most Augmenting Arcs, MAA)」理論來解決上述問題，其做法是將原問題轉為「最大流量問題(Maximal Flow Problem)【6】」來處理。最大流量問題為線性網路理論的基本問題之一，此問題之理論與演算法不僅在理論研究上非常重要，而且也被廣泛應用於交通指派問題、石油、天然氣、水等資源的管線配送及生產製造流程等問題。簡言之，運輸網路最大流量問題即是將一個(或多個)產生點之車輛或人員運送至一個(或多個)集結點。依其運輸目的而言，運輸網路系統可以分為下列二大類：

- (一)以集結為目的之運輸網路系統：例如在重大活動時實施道路交通管制，將參加者由住處(產生點)運輸至活動會場(集結點)。或是軍事上能在特定的時空決戰點上，迅速而有效地集結優勢的兵力，以達成克敵致勝的終極目標；其主要運作不外乎利用現有運輸設備協調管理運輸部隊人員與武器彈藥、車輛燃料、糧餉裝備等物資至集結點。
- (二)以疏散為目的之運輸網路系統：災害的型態眾多，其中以固定點災害(例如，火山爆發、核能電廠事故、化工廠毒氣外洩等)較能作事前的規劃。當災害危及在附近活動的民眾生命安全時，必須緊急疏散鄰近居民及遊客至安全的地區(集結點)，此即是一個典型的緊急災害疏散系統。此外，在重大活動時實施道路交通管制，如何迅速而有效地疏散參加者離開會場(產生點)，亦屬於此類問題。

回顧國內外研究文獻發現，已有許多學者從事疏散交通指派問題之研究，但較少研究集結交通指派問題。路網疏散方面的研究始於1970年代。在國外方面，Houston提出一個估算疏散時間的簡單總計(Aggregate)公式，稱為消散率模式(Dissipation Rate Model)，是最早應用於疏散分析上的模式，此模式以迴歸方式估算所需的疏散時間，優點是使用容易，但不能解釋許多區域性變數且受參數影響極大。Voorhees【22】曾利用人工容量分析法(Manual

Capacity Analysis Method)進行核能電廠的疏散分析；此法係以美國公路容量手冊(HCM)的道路容量分析方法為基礎，缺點是很難反映實體路網的實體疏散狀況，也無法解釋車流的關係。Sheffi【20, 21】等人發展出專為處理緊急事故之路網疏散巨觀車流模擬模式 ETVAC1(NETwork eVACuation Model)，此模式利用模擬法及巨觀車流模式來估算路網疏散時間，並考慮路網特性、號誌策略及轉向行為分析等因素。Louisiana Power & Light Company 亦發展一套路網疏散巨觀車流模擬模式；該模式假設車輛產生率為常態分配型態，並以公用車輛來疏散無私人運具可搭乘的民眾。Hobeika 與黃國平【14, 15】等人針對天然災害之疏散，發展出 TEDSS(Transportation Evacuation Decision Support System)運輸疏散決策支援系統；該系統包括系統控制、資料庫、模擬程式和圖形顯示等四部份，並利用路網均衡指派模式計算每條路徑的流量，其缺點為無法反應交叉路口的混亂與駕駛人的疏散行為。Lieberman 與 Goldblatt【12, 16】在 KLD 公司亦發展一套 IDYNEV/PREDYN 模式，此模式在路口轉向處理方面採用交通量指派的結果，此靜態指派的路口轉向比例無法代表車輛在實際狀況下之路口轉向選擇行為。

在國內方面，韓復華與胡大瀛【9, 10】於 1987 年完成 NETVAC 模式，其後以 NETVAC 為基礎，開始研究混合車流狀況下之路網疏散模式，歷經十年(顏應明【8】、蘇志哲【7】、石丸【6】、卓裕仁【5】等)持續在有關核能電廠網路疏散規劃與決策輔助系統之研究，1992 年建立了 TEVACS 系統，1996 年發展個人微電腦具備多媒體視聽展示功能之 TEVACS'96 系統【4】。

由上述文獻回顧可知，國內外學者對於運輸疏散問題大多應用模擬分析來進行疏散策略方案的評估，較少評估網路最大流量問題。本文主要在討論如何將最佳增量節線與最大流量問題之理論與演算法，實際應用於評估人員車輛疏散與集結系統的運輸網路最大流量，並進一步提出改善的方針。後續章節安排如下：第二節探討集結與疏散交通指派問題之網路特性；第三節說明如何將集結與疏散交通指派問題轉換成最大流量問題；第四節介紹一個基於最佳增量節線理論的演算法，可用以找出網路上具有最大增量之節線；第五節以一重大活動之集結交通指派為例，說明最佳增量節線演算法之應用步驟；最後，於第六節提出本研究之結論與建議。

貳、集結與疏散交通指派問題之網路特性

傳統運輸規劃進行交通指派步驟時，皆假設用路人具有完全資訊且基於自身效用最大原則來選擇行駛路徑，此即「使用者均衡(User Equilibrium, UE)」交通指派問題。UE 確實能夠描述及解釋一般狀況下之用路人路徑選擇行為，

但是對於特殊狀況(尤其是緊急突發狀況)需要在特定時間內將部分或全部用路人導引至特定地點時,UE 的觀念並不適用,而應該以「系統最佳(System Optimization, SO)」為目標。

系統最佳觀念對於集結與疏散交通指派問題是非常重要的,因為此類的問題必須在有效的時間內,從產生點(s)將人員車輛運送至集結點(t)。換言之,就是要能充分應用 s-t 網路所提供之最大流量;為了充分利用 s-t 網路,所有車輛均需要遵照指派之路線行駛。解決集結與疏散性交通指派問題的第一步是要確定運輸網路所提供之最大流量是否能滿足運輸需求總流量,否則必須擴增網路上某些節線之容量或增建新節線,以使網路最大流量能滿足運輸需求。其次是路徑分解與指派(Path Decomposition and Assignment),將最大流量問題之流量增量路徑(Flow Augmenting Path)列出,依路徑指派車隊以使運輸系統最佳化。

GETAP 依其目的可分為:(1)集結交通指派問題,(2)疏散交通指派問題,及(3)集結與疏散交通指派問題;各類問題因指派對象之範圍不同,又可分為「全部」與「部分」兩種情形。GETAP 依實際運輸系統亦呈現不同的網路特性,茲列舉三個應用範例,分述如下:

(一)集結交通指派問題:軍事運輸後勤

在戰爭(或演習)發生時,必須動員所有陸上機動車輛(含火車)、海上之船艦及空中之航空器,將部隊及其所需之一切物質迅速運送至部隊的集結地點。然而,此陸、海、空所形成之軍事後勤運輸網路上的各個節線與節點具有容量(單位時間的最大數量)限制。例如:陸運有道路容量的限制;海運受限於港口的位址、碼頭席位數與倉庫容量;空運受限於機場位址、跑道數(容量)與飛航安全管制;同時可動員的各種運輸工具亦有數量上的限制。因此將實際運輸網路轉化為一抽象網路來考慮,則各種容量限制就轉化為此抽象網路上節線的容量限制。由於此類問題包括陸、海、空運等運輸網路,在此分別對陸、海、空運網路抽象化轉換方式加以說明。

在陸運方面,可分為公路與鐵路。公路網路以交叉路口為節點,路段為節線,此節線容量便受限於路段的容量;火車網路以車站或號誌控制點為節點,節線容量則為各節點間軌道容量。在海運方面,以港口碼頭為節點,由於海運的容量產生在碼頭而非海上,因此出發碼頭與目的地碼頭之間必須放置一虛擬節點代表海上(如圖 1(a)所示),出發點碼頭與虛擬節點之間的節線容量為出發碼頭的容量,而虛擬節點與目的地碼頭間的節線容量為目的地碼頭的容量。碼頭容量則受碼頭席位數及港池

設備的影響。空運方面類似於海運，以機場為節點；機場的容量產生在跑道與飛航安全管制而非天空，因此出發機場與目的地機場之間必須放置一虛擬節點代表天空(如圖 1(b)所示)，出發點機場與虛擬節點之間的節線容量為出發機場的容量，而虛擬節點與目的地機場間的節線容量為目的地機場的容量。除上述所列因素之外，其他未列出之因素必須按實際情形在各節線分別考慮。

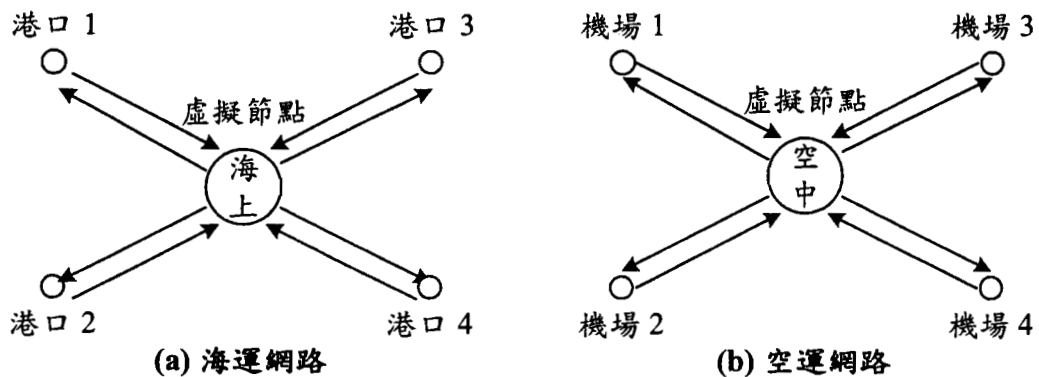


圖 1 海、空運抽象網路圖

實際運輸網路的產生點與集結點可能不只一處。若產生點的數目大於 1，則必須設置一虛擬節點(Dummy Node)為總產生點 s (如圖 2 所示)，並以虛擬節線連至各產生點，節線容量則是各產生點與虛擬節點之間的運量總和或無容量限制，否則以該產生點為唯一的總產生點 s 。同樣地，若集結點的數目大於 1，則必須設置虛擬節點為總集結點 t (如圖 2 所示)，並以虛擬節線自各集結點連至總集結點 t ，而節線容量則可為無限制或該集結點流進容量的上限，否則以該集結地點為總集結點 t 。請注意， t 與 s 以外的各節點，其流進總量等於流出總量(流量守恒)。圖 2 中，不同的產生點代表不同的軍隊駐地，同時不同的集結點代表不同軍隊需要集結的地點。

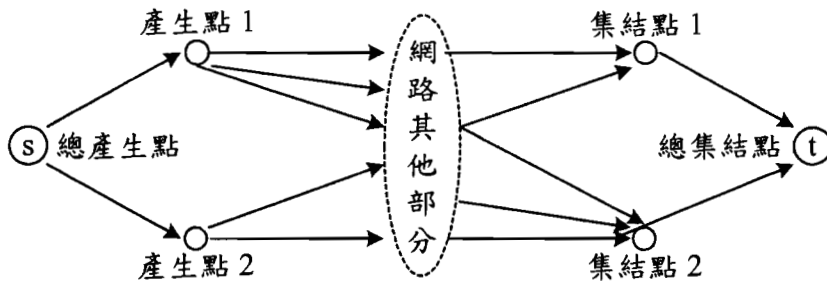


圖 2 多產生點與多集結點之 s-t 網路

(二)疏散交通指派問題：緊急災害之人員與車輛疏散

重大意外災害的發生具有偶發性與重創性，因此當緊急重大災害發生時，一般民眾的反應常顯得茫然無措。為了使災害之損害降到最低，政府應針對不同的重大災害統籌規劃其事前預防與緩衝之措施，尤其，如何迅速有效地將災民疏送至安全地區更是不能忽視的重要課題之一。目前國內原委會對於核能發電廠意外事故處理已定期舉行相關演習，以確保核電廠之安全。因此本文也以核能發電廠人員車輛疏散問題做為疏散交通指派問題之討論範例。

台灣電力公司目前擁有三座核能發電廠，當核電廠發生輻射外洩緊急事故必須在一定的時間內通知核電廠附近的居民離開自己的住家至事先規劃好的安全的地區(例如離開核電廠五公里以外的區域)【4】。居民可搭乘私人車輛或是前往事先規劃好的指定地點搭乘政府動員的公用車輛離開災區。受限於道路容量，電廠附近的道路路網所能疏散的流量是有其上限，即網路之最大流量。若是此最大流量不符實際所需，即在規劃的時間內無法利用現有的道路系統將所有在災區的民眾疏散至安全地區，則必須增加網路的最大流量；其方法可採取適當的運輸管理措施，例如改雙向通車為單向通車，或者直接改善道路容量(增闢道路或擴寬道路)。因此事前針對電廠週圍的公路網路進行最大流量評估是絕對必要的。

此類網路轉換與前述陸運網路轉換抽象數學網路相同，網路中疏散車輛可分為私車與公用車輛。私車以各交通分區(或行政分區)之中心設置虛擬產生點，車輛數則為該區私有車輛持有數；公用車輛則以各地區公用車輛之集結點為產生點，車輛數為公用車輛搭乘者除以大客車容量(如圖 3 所示)。網路之集結點則位於以核能電廠為中心，5 公里半徑之圓弧與道路之交點(此處假設 5 公里以外即為安全地點)，或者政府事先

規劃之避難所。轉換為抽象數學網路則如同圖 2，不同的產生點代表不同的私車與公用車輛產生點；不同的集結點則代表不同的安全避難所或是網路超出 5 公里半徑處。

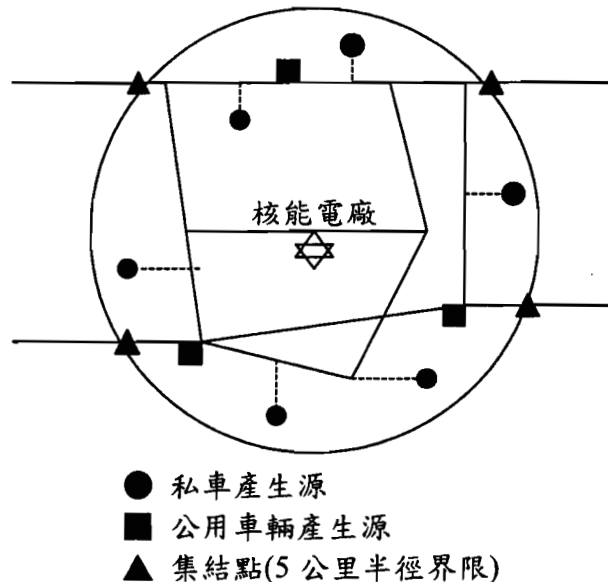


圖 3 緊急災害疏散路網示意圖(以核能電廠為例)

(三)集結與疏散交通指派問題：大型活動人員車輛之集結與疏散

在都會區內大型活動人員車輛疏散問題是常見的問題，例如音樂演唱會、運動競賽、及國際性會議等。在大型活動或會議舉辦之前，舉辦單位必須事先規劃所有與活動有關的行程；其中如何將眾多的參加者由住處順利地送達會場，以及活動結束後將參加者有系統地導引離開會場，著實是一件非常困難的工作。對於大型國際性會議之參加者，主辦單位均會安排大客車將其由住處(飯店)運送至會場。在繁忙的都會區，為了順利地輸送參加者到達會場，大客車所行駛的路線均會實施道路交通管制。令人擔憂的是，目前臺灣地區各大都會區內的交通網路可能因無法承擔此額外的交通流量而癱瘓，如果交通管制處理不當必會招致民怨。因此如何有系統地作好交通管制是值得重視的問題。

此交通管制問題亦可視為是一個最大流量問題，參加者所住的飯店便是產生點，會場便是集結點，再與大客車所規劃行駛的路線便形成一 s-t 網路。值得注意的是當網路最大流量不足時，則依據最佳增量節線演算法來決定那些路段需要實施交通管制，同時各路段需要管制多少車

道亦可得知。除了道路有容量限制外，在集結點大客車停靠容量(即單位時間內大客車的乘客下車最大數量)也有限制。如果同時考慮大客車從公司(Source)到飯店(Sink)及運送完乘客後由會場(Source)前往停車場或回到車公司(Sink)等均可規劃為一個最大流量問題。因此整個交通指派問題是由數個最大流量問題所組成，然而本問題除了考慮網路最大流量外，尚且需要考慮如何減少不在最小切割(Minimal Cut)上之路段的交通管制。

集結與疏散交通指派問題之實際道路網路轉換為抽象網路與前述軍事後勤網路之轉換方式相同，參加者所住宿之飯店為產生點，會議地點為集結點(如圖 4 所示)，依實際需求可以有多个產生點或集結點，運輸需求是單位時間之參加人數轉換為單位時間之大客車數，即單位時間實際搭乘大客車人數除以大客車容量。但是本問題必須假設大客車從公司到每一飯店的班次(頻率)是已知，例如派至某大飯店每小時 30 輛大客車，飯店必須要有足夠之停車場提供大客車承載參加者，或是單位時間乘客完成上車之車輛數。其次，大客車從飯店運送參加者至會場，會場之停車場容量也要考慮，即單位時間乘客完成下車之車輛數。因此在抽象數學網路與飯店之間必須設置一虛擬節線，其節線容量即為此飯店停車場或路邊停車容量，其為允許大客車在單位時間內完成乘客上、下車之最大車輛數，本系統若以圖 2 表示，則其中不同的產生點代表不同的飯店，同時不同的集結點代表不同的會議場所。

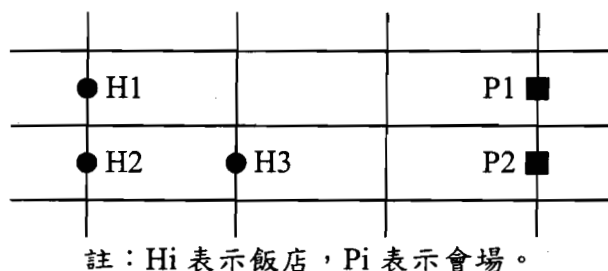


圖 4 大型活動路網示意圖

上述三個範例之主要差異在於：軍事後勤集結與緊急災難疏散等交通指派問題發生時，可以假設整個網路能夠完全控制，並限制其他運具之使用；然而重大活動之集結與疏散交通指派問題則不同，必須考慮正常車流的存在。為有效地運送參加會議者，交通管制是經常使用的方法。談到交通管制則必須談到交通管制的範圍；尤其市區棋盤式網路。交通管制的範圍應該以含蓋所有產生點與集結點為原則，為了避免干擾

太多的一般車流，交通管制之範圍不宜太大，若要擴張或縮小則可以以街廓為單位向外擴張或向內縮小。

參、GETAP 與 MFP 之問題轉換

以網路理論來處理實際運輸網路問題時，必須先將實際網路轉換為數學的抽象網路(s-t 網路，即單一產生點與單一集結點之網路)，再以網路模式演算法求解之。抽象網路係由節點(Node)與節線(Arc or Edge)所組成，每一節線自其起始節點(節線尾部所指節點)指向其目的節點(節線頭部所指節點)，節線上的流量必須在零與此節線的限制容量之間。由上述三個範例的討論可得知：許多現實的交通指派問題均可轉換為抽象的最大流量問題來求解；本節將探討集結與疏散交通指派問題(GETAP)如何轉換成最大流量問題(MFP)。

在本文第二節中曾提及：GETAP 應以系統最佳(SO)為其目標。對一個系統最佳之交通指派問題而言，其數學規劃模式【21】可列式如下：

$$[SO] \quad \text{MIN} \quad \sum_{e \in E} x_e \cdot c_e(x_e) \quad (1)$$

subject to

$$\sum_k f_k^{st} = q_{st} \quad \forall s, t \quad (2)$$

$$x_e \leq u_e \quad \forall e \quad (3)$$

$$x_e, f_k^{st} \geq 0 \quad \forall e; k, s, t \quad (4)$$

其中， x_e ：節線 e 上的流量， E 為所有節線之集合。

$c_e(x_e)$ ：節線 e 的行旅時間(成本)，為該節線流量之函數。

f_k^{st} ：產生點 s 至集結點 t 之路徑(path) k 上的流量。

q_{st} ：產生點 s 至集結點 t 之流量需求。

u_e ：節線 e 的容量上限值。

然而由於 GETAP 注重的是運輸的時效性，因此旅行時間之限制必須加入到模式中考量。有鑑於此，本研究針對 GETAP 之特性，提出兩種修改之 SO 交通指派問題數學規劃模式：SO1 與 SO2。其列式如下：

$$[\text{SO1}] \quad \text{MIN} \quad \sum_{e \in E} x_e \cdot c_e(x_e) \quad (1)$$

subject to

$$\sum_k f_k^{st} = q_{st} \quad \forall s, t \quad (2)$$

$$t_k^{st} \leq m_{st} \quad \forall k, s, t \quad (5)$$

$$x_e, f_k^{st} \geq 0 \quad \forall e; k, s, t \quad (4)$$

其中， t_k^{st} ：產生點 s 至集結點 t 之路徑 k 之行旅時間。

m_{st} ：產生點 s 至集結點 t 之行旅時間上限。

$$[\text{SO2}] \quad \text{MIN} \quad m \quad (6)$$

subject to

$$\sum_k f_k^{st} = q_{st} \quad \forall s, t \quad (2)$$

$$t_k^{st} \leq m \quad \forall k, s, t \quad (7)$$

$$x_e, f_k^{st} \geq 0 \quad \forall e; k, s, t \quad (4)$$

其中， m ：表示所有 s - t 路徑中最大之行旅時間。

數學規劃模式 SO1 與 SO2 之差別在於時效性之考量不同：SO1 係將時效性轉化為行旅時間之上限值，要求各路徑之行旅時間不得超過此上限值(如式(5)所示)；求解 SO1 時，可能因行旅時間上限值設定過於嚴格而產生無解之情形，解決之道是擴增節線的容量。SO2 則將時效性轉化為目標函式(6)及限制式(7)，其目的在求所有 s - t 路徑中最大行旅時間之極小化(即為一 MinMax 問題)；SO2 雖不致發生無解之情形，但有可能求得之最大行旅時間無法滿足決策者的要求。決策者必須評估現有運輸網路運能是否足以在有效時間內集結或疏散人員。

此外，利用不同的權重值(r_1 與 r_2)，可結合 SO1 與 SO2 之兩個目標(如目標函式(1'))而得到數學規劃模式 SO3，其列式如下。決策者可視實際需要選擇使用 SO1、SO2 或 SO3。

$$[\text{SO3}] \quad \text{MIN} \quad r_1 \cdot m + r_2 \cdot \sum_{e \in E} x_e \cdot c_e(x_e) \quad (1')$$

subject to

$$\sum_k f_k^{st} = q_{st} \quad \forall s, t \quad (2)$$

$$t_k^{st} \leq m \quad \forall k, s, t \quad (7)$$

$$x_e, f_k^{st} \geq 0 \quad \forall e; k, s, t \quad (4)$$

雖然 GETAP 有三種問題類型，但是在理論研究上，運輸網路之運能評估皆屬於最大流量問題。因此，祇需要專注於其中一個問題即可。網路最大流量問題就是決定網路中每個節線上的流量，使得自總產生點流至總集結點的總流量為最大。如圖 5 所示，最大流量問題是求 s-t 網路中從產生點至集結點所通過的最大流量，通常僅能有一個產生點和一個集結點，對於多產生點及和多集結點的網路則可先轉化為單一產生點和單一結點(如圖 2)。圖 5 中， $u(a) = (0, 6)$ 表示節線 a 的容量下限為 0 單位、容量上限為 6 單位。

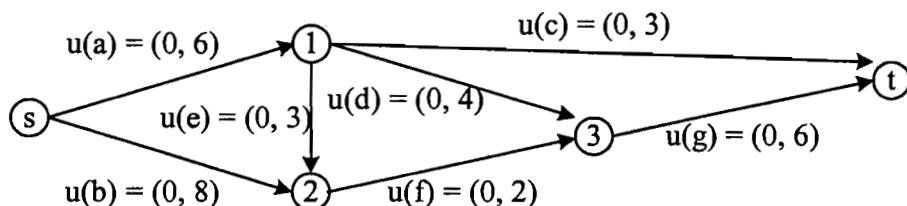


圖 5 最大流量問題之 s-t 網路

令 z 代表網路中從產生點 s 至集結點 t 之總流量，則最大流量問題的數學模式[1]可表示如下：

$$[\text{MFP}] \quad \text{MAX} \quad z \quad (8)$$

subject to

$$x(d^+(v)) - x(d^-(v)) = -z, \quad v = s \quad (9)$$

$$x(d^+(v)) - x(d^-(v)) = 0, \quad v \in V \setminus \{s, t\} \quad (10)$$

$$x(d^+(v)) - x(d^-(v)) = +z, \quad v = t \quad (11)$$

$$0 \leq x_e \leq u_e, \quad \forall e \in E \quad (12)$$

$$x(d^+(s)) = x(d^-(t)) = 0 \quad (13)$$

其中， $x(d^+(v))$ ：向節點 v 流入之各節線流量總和， V 為所有節點之集

合。

$x(d(v))$ ：自節點 v 流出之各節線流量總和。

u_e ：節線 e 的容量上限值。

相對於流量，在此說明切割的觀念【1】：一 s - t 切割會將網路中所有節點的集合 V 分為不相交的兩集合 W 與 W' ，且 $s \in W, t \in W'$ 。此切割集合 C 為自 W 內的節點指向 W' 內的節點的所有節線所成集合，此切割集合的容量 $\text{cap}(C)$ 即其各節線容量之總和。考慮最大流量問題的對偶問題，可得下列線性規劃模式：

$$[\text{Dual}] \quad \text{MIN} \quad \sum_{e \in E} u_e \cdot w_e \quad (14)$$

subject to

$$-y_{t(e)} + y_{h(e)} + w_e \geq 0 \quad \forall e \in E \quad (15)$$

$$y_s - y_t \geq 1 \quad (16)$$

$$w_e \geq 0 \quad \forall e \in E \quad (17)$$

$$y_v \in (-\infty, \infty) \quad \forall v \in V \quad (18)$$

其中， w_e ：節線 e 的對偶變數。

$y_{t(e)}$ ：節線 e 的尾部節點變數。

$y_{h(e)}$ ：節線 e 的頭部節點變數。

表 1 即為圖 5 之最大流量問題及其對偶問題之數學模式，對偶問題的解即為具有最小容量之 s - t 切割， C^* ：

$$C^* = \{e | w_e = 1\}, W = \{v | y_v = 1\} \text{ and } W' = \{v | y_v = 0\} \quad (19)$$

$$w_e = 0 \quad \forall e \notin C^* \quad (20)$$

最小容量切割集合 C^* 之所有節線變數 $w_e = 1$ ，否則 $w_e = 0$ 。此時，若節點變數 $y_v = 1$ ，則 $y_v \in W$ ；否則 $y_v \in W'$ 。以線性規劃的觀點來看最大流量問題與最小切割集合問題，兩個問題互為對偶關係。因此可得網路理論中的著名定理：最大流量等於最小切割容量【12】。

表 1 最大流量問題之主要問題與對偶問題

Primal	z	x_a	x_b	x_c	x_d	x_e	x_f	x_g		Dual
MAX	1	0	0	0	0	0	0	0		MIN
節點	$\geq$	$\geq$	$\geq$	$\geq$	$\geq$	$\geq$	$\geq$	$\geq$		變數
s	1	-1	-1						$=0$	y_s
l		1		-1	-1	-1			$=0$	y_l
2			1			1	-1		$=0$	y_2
3					1		1	-1	$=0$	y_3
t	-1			1				1	$=0$	y_t
節線										
a		1							≤ 6	w_a
b			1						≤ 8	w_b
c				1					≤ 3	w_c
d					1				≤ 4	w_d
e						1			≤ 3	w_e
f							1		≤ 2	w_f
g								1	≤ 6	w_g

註： x_i 與 w_i 為非負變數， y_i 為實數變數。

肆、最佳增量節線理論與演算法

運能評估之結果若為現有網路無法負擔需求流量，則需要進一步擴增網路之最大流量。本研究應用「最佳增量節線理論」發展演算法，以決定應該擴增容量之節線。首先介紹最佳增量節線之理論如下：

(一)最佳增量節線理論

對於最佳增量節線之研究，賀力行【12】提出搜尋最佳增量節線與多條最佳增量節線的演算法。許慶基、張靖【1】依據【2】之結果提出新的搜尋最佳增量節線演算法。對於廣義的最佳增量節線可定義如下：

1. 最佳單一增量節線：在網路中的一個節線，當其它節線容量不變，僅將某一條節線容量增加，此節線容量增加後能將網路的最大流量提昇最多的節線。
2. 最佳多增量節線：在網路中當其它節線容量不變，同時將 P 條節線容量增加後能將網路的最大流量提昇最多的節線。 $(P$ 為一正整數)

根據最大流量定理來思考最佳單一增量節線問題可得下列四個推論【1】：

- [推論 I] 改善單一節線的容量無法將最大流量提昇超過不包含此節線的切割集合的容量。以符號而言 $e \notin C$ 則 $\Phi(e) \leq \text{cap}(C)$ ； $\Phi(e)$ 是改善節線 e 容量後網路新的最大流量。
- [推論 II] 網路最大流量如能由調整單一節線容量而提高時，則最佳增量節線必屬於某一最小切割集合。
- [推論 III] 最佳單一增量節線不存在，若且唯若，所有最小切割之交集為空集合。
- [推論 IV] 對某一節線 e ，擴充其容量而使網路產生一個新的最小切割集合， $\text{CE}(e)$ ，如果節線 e 不是原來網路之最佳單一增量節線，則最佳節線必屬於原來網路之最小切割集合與 $\text{CE}(e)$ 之交集。

綜合以上推論可知，最佳單一增量節線必為式(21)之解：

$$\text{MAX}_{\forall e \in C^*} (\text{MIN}_{\forall C, e \in C} (\text{cap}(C))) \quad (21)$$

其中， e 為一節線， C^* 為最小切割集合， C 為不包含 e 之切割集合， $\text{cap}(C)$ 為 C 之容量；當最佳單一增量節線不存在時，式(18)之解等於 $\text{cap}(C)$ 。因此最佳單一增量節線可由下列演算法來決定：

演算法 I：

- (1) 求解網路之最小切割集合 C^* ，令 $S = C^*$ ，若存在多個最小切割集合， S 為多個最小切割集合之交集。
- (2) 自 S 中挑選出一未經處理的節線 e 。
- (3) 將此節線容量值設一極大值，其他節線的容量值不變。
- (4) 求解(3)的網路之最大流量及最小切割集合 $\text{CE}(e)$ 。
- (5) 如(4)所得最大流量為目前所知最大者，則記錄此節線及(4)之最大流量值。
- (6) $S = S \cap \text{CE}(e)$ ，如果 $S = \emptyset$ 則停止，否則回到(2)。

完成上述演算法的所有步驟後，最後所記錄的節線即為最佳增量節線，且其應增加的容量為步驟(4)所記錄的最大流量與原來的最大流量之差。若是兩者之差為 0，則表示最佳單一增量節線不存在。

上述的演算法中並未限定解決最大流量問題的演算法，基本上演算法 I 可適用任何解決最大流量問題的演算法。如果考慮特定的演算法，有可能將演算法的計算複雜度再降低下來，因為最大流量問題的演算法複雜度 (Complexity) 為 $O(|V|^3)$ ($|V|$ 為節點個數) 或更好【17】，而演算法 I 只需對最小切割集合中的每一節線分別求解一次最大流量問題，所以演算法 I 的複雜度在 $O(|C^*||V|^3)$ 以內 ($|C^*|$ 為最小切割集合節線數)。對於最佳多增量節線 $P=2$ 的演算法，可將前述結果進一步擴充推廣而得。由推論 III 與 IV 可得推論 V：

[推論 V] 如果網路最佳 2 增量節線存在，則其中一節線 e 必屬於最小切割集合，另一節線必屬於 $CE(e)$ 。

依據推論 V 及演算法 I，可得最佳 2 增量節線之演算法 II。

演算法 II：

- (1) 求解網路之最小切割集合 C^* ，令 $S = C^*$ ，若存在多個最小切割集合， S 為多個最小切割集合之交集。
- (2) 自 S 中挑選出一節線 e 。
- (3) 將此節線 e 之容量值設一極大值，其他節線容量不變。
- (4) 利用最佳單一增量節線演算法求解經 (3) 修正網路之最佳單一增量節線。
- (5) 在 (4) 所求解之網路最大流量大於從前所記錄者，則記錄節線 e 與 (4) 所求出之最佳單一增量節線及新的最大流量值。
- (6) 將節線 e 從 S 中刪除。
- (7) 如果 $S = \phi$ 則停止，否則回到 (2)。

演算法 II 步驟 (4) 中最後所記錄之節線 e 與最佳單一增量節線即為最佳 2 增量節線，步驟 (4) 所記錄之最大流量即為最佳 2 增量節線所擴增網路最大流量。由上述可知最佳 2 增量節線並非由重覆計算最佳單一增量節線演算法 2 次而求得。演算法 II 是將最佳單一節線演算法納入其 (3) 中而完成，因此可據此關係推論出祇要有最佳 P 增量節線演算法則必有最佳 $P+1$ 增量節線演算法敘述如下：

演算法 III：

- (1) 求解網路之最小切割集合 C^* ，令 $S = C^*$ ，若存在多個最小切割集合， S 為多個最小切割集合之交集。
- (2) 自 S 中挑選出一節線 e 。
- (3) 將此節線 e 之容量值設一極大值，其它節線容量不變。

- (4) 利用最佳P增量節線演算法求解經(3)修正網路之最佳P增量節線。
- (5) 在(4)所求解之網路最大流量大於從前所記錄者，則記錄節線 e 與(4)所求出之最佳P增量節線及新的最大流量值。
- (6) 將節線 e 從 S 中刪除。
- (7) 如果 $S = \phi$ 則停止，否則回到(2)。

(二)最佳新增節線

提昇一個網路的最大流量除了調整已有的節線的容量外，另一個方法就是新增節線。當然如果能自產生點 s 新增一條節線連接主集結點 t 則只要此節線容量提昇則最大流量亦隨之提昇，但是如果產生點或集結地點不唯一時，則自 s 連至 t 的新增節線無實際意義，但現實上可以新增的節線往往有所限制，因此在不失一般性的情況下，在此考慮新增節線必須屬於一已知的可能新增節線集合，且此集合不包含自產生點連至集結點的節線。

1. 最佳新增節線可定義如下【17】

- (1) 最佳單一新增節線：為可能新增節線集合中的一節線，當網路中僅增加一可能新增節線時相較於其它新增節線，此最佳新增節線可將網路最大流量提昇最大。
- (2) 最佳P新增節線：在網路中當原來節線容量不變，同時增加P條新增節線，相較於其它P條新增節線，此P條新增節線可將網路最大流量提昇最大。因此在最大流量問題中，如果把新增節線的可能考慮進去，首先所有新增節線之容量預設為零，則依然可以利用。

在最大流量問題中，如果要把可能新增的節線考慮進去，首先將所有新增節線之容量預設為零，則依然可以利用演算法 I (或 III) 來尋找最佳單一(或 P)增量節線。如此尋找到的最佳單一(或 P)增量節線有兩種可能：一為原來網路之節線，另一為可能新增的節線。

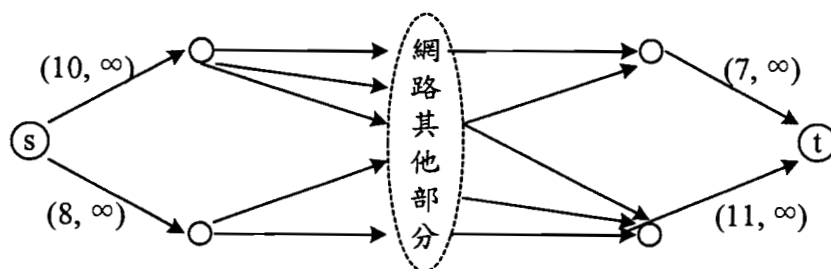
(三)多產生點與多集結點

當所面臨的問題擁有多個產生點或多個集結點時，依然可以利用本文所提之演算法來計算網路最大流量或尋找最佳單一(或 P)增量節線。改善的方法為在抽象數學網路上增設一虛擬總產生點或總集結點(如圖 2 所示)。從總產生點連至各產生點或由各集結點連至總集結點之虛擬節線容量可以設置為無限大或某一很大的定值。由於本研究所提出的演算法祇解決由單一產生點至單一集結點之間的網路最大流量問題，因此多產生點或集結點經轉換為單一產生點、集結點的網路問題後，利用演

算 I、II 及 III 所求得之結果為從虛擬總產生點流至虛擬總集結點之最大流量。利用路徑分解與指派(Path Decomposition)，將最大流量問題之流量增量路徑(Flow Augmenting Path)列出，即可得知各產生點可以流出量與各集結點可流入之最大流量。然而在實務上，對於各產生點所流出與各集結點所流入之最大流量必須滿足某一下限值，例如在軍事後勤問題中，某一駐地(產生點)有若干部隊要運送出，某集結點必須要集結若干兵力等。若要滿足此類之需求，則只需要將由總產生點連至各產生點與由各集結點連至總集結點之節線容量值設置該產生點或該集結點之最大流量下限值。同時擴增該節線容量之成本設置為無限大即可。假設有一 2 產生點與 2 集結點網路最大流量問題，產生點 1 與 2 之流出最大流量之下限值分別為 10 與 8；集結點 1 與 2 之流入最大流量之下限值為 7 與 11。為滿足所有產生點與集結點之下限值需求，祇需將抽象數學網路圖設計如圖 6 所示即可。

(四)修正之最佳增量節線演算法

對 GETAP 而言，行旅時間是一項很重要的限制條件，因此原先之最佳增量演算法必須加以修改，以符合求解 GETAP 之需要。由於考慮了行旅時間，修正的演算法必須求解 SO 之交通指派問題。以 SO1 為例，若無法滿足行旅時間上限限制時，可考慮擴增部分節線之容量(即最大流量)。以下說明本研究提出之修正演算法：



註：(10,) 表節線容量為 10，其擴增流量成本為 ∞ 。

圖 6 多產生點與多集結點最大流量問題之修正 s-t 網路

演算法 IV：

- (1) 令 $z^* = \infty$ 。求解網路之最大流量 F^* 及最小切割集合 C^* ，若存在多個最小切割集合， S 為多個最小切割集合之交集。
- (2) 令 $S = C^*$ ，將 S 中所有節線的容量值設為無限大，其他節線的容量值不變。
- (3) 求解(2)的網路之最大流量 F' 及最小切割集合 $CE(e)$ 。
- (4) 任選 S 中某一條節線 e 的容量值 $= u_e + (F^* - F')$ ，其他節線的容量值不變。

- (5) 求解數學規劃模式SO1, 若有解 z_e , 且 $z^* < z_e$, 則令: $z^* = z_e$, $S = S - \{e\}$ 。
 (6) 若 $S = \phi$, 到步驟(7), 否則到步驟(4)。
 (7) 若 $z^* < \infty$, 則停止, 節線 e 即為最佳增量節線, 其擴增容量等於 $(F^* - F')$; 否則, 令 $C^* = C^* \cup CE(e)$, 回到步驟(2)。

伍、應用範例：重大活動之集結交通指派

本節以一重大活動之集結交通指派為例, 說明如何應用最大流量問題與修正之最佳增量節線演算法來處理此 GETAP 問題。如圖 7 之網路所示, 假設原始網路由產生點至集結點之運輸需求總流量為 30 單位, 決策者要求之行旅時間上限為 35 分鐘; u_i 為節線 i 之容量(單位), x_i 為節線 i 之流量(單位/分鐘), 則令節線之行旅時間(分鐘)函數等於 $10 + (x_i / u_i)$ 。行旅時間函數包含固定成本與變動成本兩部分: 固定成本方面各節線皆假設為 10; 變動成本方面則是「流量/容量(V/C)」之觀念, 為求計算方便, 假設為 1 次方。

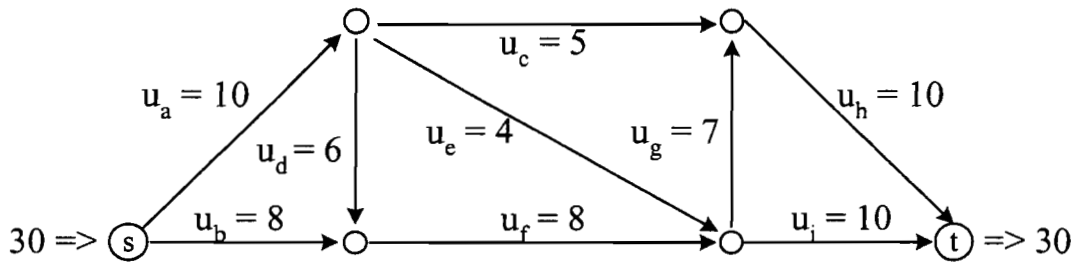


圖 7 應用問題範例之 s-t 網路

如第三節所述, 本文共提出三種 GETAP 之數學規劃模式: SO1、SO2、SO3; 決策者可視實際需要選擇適當的模式使用之。在此, 本文僅以 SO1 模式為例來說明其求解步驟。首先, 將上述問題轉換為第三節之 SO1 數學規劃模式。可發現 s-t 之間共有七條路徑(如下所示), 其中有四條路徑的行旅時間明顯超過上限值之 35 分鐘。

$$Path_1(a-c-h): t_1 = 30 + \left(\frac{x_a}{10} + \frac{x_c}{5} + \frac{x_h}{10}\right)$$

$$Path_2(a-e-i): t_2 = 30 + \left(\frac{x_a}{10} + \frac{x_e}{4} + \frac{x_i}{10}\right)$$

$$Path_3(a-e-g-h): t_3 = 40 + \left(\frac{x_a}{10} + \frac{x_e}{4} + \frac{x_g}{3} + \frac{x_h}{10}\right) > 35 \quad (\text{不可行})$$

$$Path_4(a-d-f-i): t_4 = 40 + \left(\frac{x_a}{10} + \frac{x_d}{6} + \frac{x_f}{8} + \frac{x_i}{10}\right) > 35 \quad (\text{不可行})$$

$$Path_5(a-d-f-g-h): t_5 = 50 + \left(\frac{x_a}{10} + \frac{x_d}{6} + \frac{x_f}{8} + \frac{x_g}{3} + \frac{x_h}{10}\right) > 35 (\text{不可行})$$

$$Path_6(b-f-i): t_6 = 30 + \left(\frac{x_b}{8} + \frac{x_f}{8} + \frac{x_i}{10}\right)$$

$$Path_7(b-f-g-h): t_7 = 40 + \left(\frac{x_b}{8} + \frac{x_f}{8} + \frac{x_g}{3} + \frac{x_h}{10}\right) > 35 \quad (\text{不可行})$$

今利用本研究提出之修正最佳增量節線演算法(IV)來搜尋可擴增容量之節線，計算步驟說明如下：

1. 求解數學規劃模式 SO1，結果不存在任何可行解。
2. 搜尋原始網路之最大流量： $5 + 4 + 8 = 17$ 與最小切割集合 $C^* = \{c, e, f\}$ 。
3. 令 $S = C^*$ ，將 S 中所有節線的容量值設為無限大，其它節線的容量值不變。
4. 求解新網路之最大流量： $10 + 10 = 20$ 及最小切割集合 $CE(e) = \{h, i\}$ 。
5. 令節線 c 的容量值=原始容量+3=8，其他節線的容量值不變。求解數學規劃模式 SO1，得目標函數值為 1041.6；令 $S = S - \{c\}$ 。最佳解如下：

$$path_flow: f_1 = 13, f_2 = 5, f_3 = 12$$

$$\Rightarrow x_a = 18, x_b = 12, x_c = 13, x_d = 0, x_e = 5, x_f = 12, x_g = 0, x_h = 13, x_i = 17$$

$$\therefore t_1 = 30 + \left(\frac{18}{10} + \frac{13}{8} + \frac{13}{10}\right) = 34.725$$

$$t_2 = 30 + \left(\frac{18}{10} + \frac{5}{7} + \frac{17}{10}\right) = 34.75$$

$$t_3 = 30 + \left(\frac{12}{8} + \frac{12}{8} + \frac{17}{10}\right) = 34.7$$

6. 令節線 e 的容量值=原始容量+3=7，其它節線的容量值不變。求解數學規劃模式 SO1，得目標函數值為 1047.2；令 $S = S - \{e\}$ 。最佳解如下：

$$path_flow: f_1 = 10, f_2 = 8, f_3 = 12$$

$$\Rightarrow x_a = 18, x_b = 12, x_c = 10, x_d = 0, x_e = 8, x_f = 12, x_g = 0, x_h = 10, x_i = 20$$

$$\therefore t_1 = 30 + \left(\frac{18}{10} + \frac{10}{5} + \frac{10}{10}\right) = 34.8$$

$$t_2 = 30 + \left(\frac{18}{10} + \frac{8}{7} + \frac{20}{10}\right) = 34.9$$

$$t_3 = 30 + \left(\frac{12}{8} + \frac{12}{8} + \frac{20}{10}\right) = 35.0$$

7. 令節線 f 的容量值 = 原始容量 + 3 = 11，其它節線的容量值不變。求解數學規劃模式 SO1，得目標函數值為 1046.6；令 $S = S - \{f\}$ 。最佳解如下：

$$path_flow: f_1 = 10, f_2 = 8, f_3 = 12$$

$$\Rightarrow x_a = 18, x_b = 12, x_c = 10, x_d = 0, x_e = 8, x_f = 12, x_g = 0, x_h = 10, x_i = 20$$

$$\therefore t_1 = 30 + \left(\frac{16}{10} + \frac{11}{5} + \frac{11}{10}\right) = 34.9$$

$$t_2 = 30 + \left(\frac{16}{10} + \frac{5}{4} + \frac{19}{10}\right) = 34.75$$

$$t_3 = 30 + \left(\frac{14}{8} + \frac{14}{11} + \frac{19}{10}\right) = 34.923$$

8. 因為 $S = \phi$ 且 $z^* < \infty$ ，停止。最佳增量節線為 c ，容量值 u_c 由 5 單位擴增至 8 單位。

由上述簡例可發現一個耐人尋味的現象：一般人容易認為欲改善網路最大流量應針對容量小的節線來改善，以圖 7 而言，節線 e 是最容易被選擇的。然而由演算法之計算結果可得知，節線 e 並非是最佳單一增量節線，反而是容量較大的節線 c 。

本文所提交通指派問題演算法是假設交通管制範圍是已知，即有明確的 s - t 網路。因此網路上節線容量是正常容量減掉一般車流流量。當網路節線容量不足時，必須擴增節線容量時，則對該線段實施交通管制。交通管制以車道為單位實施控制，例如 2 車道禁止一般車流行駛，在網路上設本路段容量為 2 個車道容量(例如 1 個車道容量為 1800VPH，那麼 2 車道則有 3600VPH)。重大活動集結與疏散交通指派問題解決之道便是依據實際運輸需求，應用交通指派問題演算程序，計算那些路段需要進行交通管制與管制之車道路數。使用交通指派問題演算程序有下列注意事項：

- (1) 原始網路各節線(路段)容量為原路段可提供之容量減掉估計一般車流流量。
- (2) 網路節線擴增容量應以擴增 1 個車道容量為原則，即各路段先管制 1 個車道；如若不足再考慮管制 2 個車道。
- (3) 路口容量則可以與路段容量合併處理，例如以綠燈佔整個號誌週期之百分比來處理，實際路段可以提供容量為路口綠燈時間百分比乘以路段管制車道容量。
- (4) 可以增加路口綠燈時間百分比來增加路段容量。

在經過網路評估後的交通管制計畫，其所管制的路段一定是為滿足運輸需求而不得不管制者，因此對一般車流之干擾是最少的，同時所需耗費之警力也是最小的。

陸、結論與建議

本研究突破傳統交通量指派追求使用者均衡的想法，提出在緊急動員集結與避難疏散之情境下，決策應以「系統最佳」的觀念來規劃路線。文中除提出三個修正的系統最佳化數學規劃模式，更將其轉換為「最大流量問題」，並整合系統最佳化觀念與「最佳增量節線」理論，提出求解最佳單一增量節線之啟發式演算法來找出路網瓶頸所在。具體的研究結論會整於下：

1. 集結與疏散交通指派問題方面

- (1) 列出三個不同特性之 GETAP 問題型態，並比較集結交通指派問題與疏散交通指派問題在實務上雖有明顯差異，然而此三種型態經轉換為抽象數學網路後，均屬於最大流量問題。
- (2) 示範如何將實際的問題轉換為抽象數學網路，即系統最佳化之交通指派問題與網路最大流量問題。
- (3) 依據本文之推論與演算法提出解決一般集結與疏散交通指派問題之解題程序與評估網路容量之演算法。
- (4) 特別針對重大活動之集結與疏散問題提出解題程序中應注意事項。
- (5) 探討如何利用交通指派問題程序來規劃重大活動集結交通指派問題之交通管制計畫。

2. 最佳增量節線啟發式演算法方面

- (1) 針對單一產生點與集結點問題提出五項推論(推論證明部份參考【1】)，並考慮行旅時間因素，提出修正的最佳單一增量節線演算法。
- (2) 舉一簡例示範本研究之演算法 IV 的計算過程。
- (3) 探討如何將多產生點與集結點轉換為單一產生點與集結點問題，並利用設定各產生點連至總產生點與總集結點連至各集結點的節線容量值來控制各產生點流出與各集結點流入之最大流量值。因此多產生點與集結點問題亦可利用本文所提出之演算法來解題。

本文僅報導 GETAP 問題之初步研究成果，後續尚有許多的研究方向與課題。對於本研究未深入探討的部分，在此提出以下幾點建議：

1. 本文所提出之最佳增量節線演算法並未考慮擴增節線容量成本，未來後續研究應可繼續發展考慮擴增節線容量成本之演算法。
2. 最佳單一增量節線演算法 I 中步驟(4)，必須放置解決最大流量問題的演算法，因此演算法 I 是程序性地(Sequentially)解決最佳增量節線與最大流量問題。就理論上而言，若能同時解決(Simultaneously)此二問題則能改

善演算法 I 之解題時間。

3. 最佳 P 增量節線演算法 III 之複雜度(Complexity)為 $O(|V|P)$ *最大流量問題演算法之複雜度,因此當 $P>3$ 時,演算法 III 在實務上之應用將不經濟。後續研究將應朝向降低演算法 III 複雜度。
4. 在轉換市區道路系統為抽象數學網路時,若是要將號誌化路口的特性明白地表現於數學網路上,容易造成網路規模的擴大,例如要把右轉、直進與左轉車流特性置於數學網路中,則每 1 路口要以 4 個節點來表示,如此作法將使得網路之節點數擴增為 4 倍。換言之,也增加問題的複雜度。因此,為了減低問題之複雜度,本研究建議號誌化路口在轉換為抽象數學網路時,仍應以 1 個節點來表示為宜。
5. 由於本研究著重於演算法與將實際問題轉換為抽象數學網路之研究。因此,本文在實際問題應用上,僅就一簡化之市區重大交通管制計劃來示範所提出交通指派問題演算程序之可行性。希望日後有興趣的交通主管機關、軍事後勤單位以及原委會能將本研究所提出之交通指派問題演算程序應用於實際的集結與疏散交通指派問題。

參考文獻

1. 許慶基、張靖,最佳增量節線理論與應用之研究,國科會、專題研究計畫報告,NSC86-2213-E-216-005,民國 86 年。
2. 賀力行、許慶基、張靖,「最佳增量節線在軍事後勤運輸的應用與理論研究」,第四屆國防管理學術暨實務研討會,民國 85 年 3 月。
3. 韓復華、許慶基、張靖等,國立交通大學運輸工程與管理系辦理,「依最新人口、通路及交通運輸狀況更新核一、二、三廠廠外民眾路網疏散模式及顯示系統」,臺灣電力股份有限公司緊急計畫執行委員會,中華民國 85 年 10 月。
4. 韓復華,卓訓榮,SUN 電腦工作站上運作之路網疏散決策支援系統之建立,國立交通大學運輸工程與管理學系辦理,行政院原子能委員會委託,民國 80 年 9 月。
5. 卓裕仁,網路疏散車流模擬與公用車輛調派之研究,國立交通大學碩士論文,民國 80 年 6 月。
6. 石丸,核電安全動態疏散模式之研究,國立交通大學碩士論文,民國 78 年 6 月。
7. 蘇志哲,「網路疏散模式在核能事故應變計畫上之應用」,國立交通大學碩士論文,民國 77 年 6 月。
8. 顏應明,「路網疏散時間敏感度分析及災後救援路線之研究」,國立交通大學碩士論文,民國 77 年 6 月。

- 9.韓復華、胡大瀛，「路網疏散模式研究與微電腦決策輔助系統之建立」，中華民國運輸學會第二屆學術論文研討會論文集，頁 36-1~36-15，民國 76 年 7 月。
- 10.胡大瀛，路網疏散模式之研究，國立交通大學碩士論文，民國 76 年 6 月。
- 11.Derigs, U., Programming in Networks and Graphs, Lecture Notes in Economics and Mathematical Systems, Springer-Verlage, New York, 1988.
- 12.Goldblatt, R.B., "The Application of Evacuation Modeling Techniques to Emergency Planning," Research paper, KLD Associates Inc., 1986.
- 13.Ho, Li-Hsing, Most Augmenting Arcs in Flow Networks, Ph.D. Dissertation, The University of Texas at Arlington, May, 1990.
- 14.Hobeika, A.G. & Hwang, K.P., "Decision Support System for Evacuation Planning and Operation in Emergency Management," Belgium 2nd European Simulation Congress, 1986.
- 15.Hobeika, .G. & Hwang, .P. & Han, L.D., "TEDSS: A Transportation Evacuation Decision Support System," research paper, Department of Civil Engineering, Virginia, 1987, pp. 1~17.
- 16.Lieberman, E. & Goldblatt, R.B., "IDYNEV: A Interactive Dynamic Network Evacuation Modeling System," research paper, KLD Associates Inc., 1986.
- 17.Malhotra, V.M., M.P. Kumar and S.N. Meheshwar, "An $O(|V|^3)$ Algorithm", Operations Research, Vol. 41, No. 2, 1993.
- 18.Minieka, E., Optimization Algorithms for Networks and Graphs, Marcel Dekker, Inc., 1978.
- 19.Orlin, J.B., "A Faster Strongly Polynomial Minimum Cost Flow Algorithm", Operations Research, Vol. 41, No. 2, 1993.
- 20.Sheffi, Y., Mahamassani, H., & Powell, W.B., "Evacuation Studies for Nuclear Power Plant Sites: A New Challenge for Transportation Engineering, " ITE Journal, 51(6), 1981, pp. 25~28.
- 21.Sheffi, Y., Mahamassani, H., & Powell, W.B., "A Transportation Network Evacuation Model," Transportation Research (A), 16(3), 1982, pp. 25~30.
- 22.Voorhees, A.M. & Associates Inc., "Evacuation Times Assessment for the DIABLO CANYON Nuclear Power Plant," Pacific Gas & Electric Comp., April, 1980.

(90/09/20 收稿，90/10/31 第一次修改，90/12/07 定稿)