

319944
公告本

319944

申請日期	85.7.13
案 號	85108506
類 別	In.別 11042 358. 1104L 433

A4-
C4

319944

(以上各欄由本局填註)

發明專利說明書

一、發明 新 型 名稱	中 文	利用寬頻訊息流量將邏輯網路的容量配置最佳化之系統及方法
	英 文	"SYSTEM AND METHOD FOR OPTIMAL LOGICAL NETWORK CAPACITY DIMENSIONING WITH BROADBAND TRAFFIC"
二、發明 創 作 人	姓 名	伍洛迪克·荷蘭德(已死亡)
	國 籍	瑞典
	住、居所	瑞典倫德市巴拉葛拉芙葛倫登32號
三、申請人	姓 名 (名稱)	瑞典商LM艾瑞克生(publ) 電話公司
	國 籍	瑞典
	住、居所 (事務所)	瑞典斯德哥爾摩市S-126號
	代 表 人 姓 名	1.俄林·比洛米 2.克拉斯·諾倫

裝

訂

線

經濟部中央標準局員工消費合作社印製

319944

(由本局填寫)

承辦人代碼：
大 類：
I P C 分類：

A6

B6

本案已向：

國(地區) 申請專利，申請日期： 案號： ，☐有 ☒無主張優先權
美 1995.8.11 27790.655

有關微生物已寄存於： ，寄存日期： ，寄存號碼：

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁各欄)

裝

訂

線

經濟部中央標準局員工消費合作社印製

五、發明說明(1)

根據 35 U.S.C. § 119(e) & 37 C.F.R. § 1.78 (a) (1) 之優先權

本非臨時專利申請案根據先前臨時美國專利申請案 60/001,169 (內部編號 27946-00094) "具有一般性訊息類型的寬頻 ATM 網路之有效率路徑容量配置 (dimensioning) 方法" 而聲明優先權，該臨時美國專利申請案係於 1995 年 7 月 14 日提出申請，申請人為 Wlodek Holender 及 Szabolcs Malomsoky，該申請案亦係讓渡給本發明之受讓人。

相關申請案之對照：

本非臨時美國專利申請案所包含之主題與下列申請案有關：審查中之非臨時美國專利申請案 08/514,480 (內部編號 27946-00094) "利用寬頻訊息流量配置最佳虛擬路徑容量之系統及方法"，該案係於 1995 年 8 月 11 日提出申請；以及非臨時美國專利申請案 08/513,723 (內部編號 27946-00095) "在一虛擬路徑寬頻網路上執行適應性路徑選擇之系統及方法"，該案係於 1995 年 8 月 11 日提出申請。本申請案特此引用這些非臨時美國專利申請案及其揭露事項以供參照。

發明背景

1. 本發明之技術領域

本發明係有關一種有效率地配置一電訊網路的路徑容量之系統及方法，尤係有關一種配置一有容量限制的實體網路上所界定的各邏輯鏈路及虛擬網路路徑容量之技術。

2. 相關技術說明

利用被稱為市內電信局 (local exchange) 的交換設備，可

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

五、發明說明(2)

以便利地將位於局部地理區域的電話器材或其他通訊裝置相互連接。而幹線電信局(trunk exchange)又連接各市内電信局。位於相互分離的地理區域中並連接到不同市内電信局的各電話／數據器材係經由鏈結到一電訊網路的一組複雜的市内電信局及幹線電信局而相互通訊。一電訊網路因而包含複數個互連的網路成分，例如市内電信局、幹線電信局、行動無線電信局、長途電信局、及上述成分的組合。在每一網路層級上，自一個諸如電信局等網路成分傳送到另一個網路成分的訊息可以採取通過不同電信局的各種路徑。

對一網路內各通訊設施執行有效率地網路訊息流量管理時，必須在不擴大最後一個選擇的訊息傳送路徑上的擁擠(congestion)程度下，使足夠數量的電路可用於處理每一目的地之訊息流量要求。也要求所有最後一個選擇的路徑上的網路擁擠程度儘量均勻，並要求在實際提供的各路徑內之未使用容量降至最低，以便確保有效率地使用資源。此外，經營網路的電話公司之預算有限，因而必須使每一網路的現有資源發揮最大的效率。

以往在一通訊網路內的訊息流量管理包括以下列各程序：定期調查網路內的訊息流量模式；以及改變電路及路徑之組態，以便增加訊息流量處理的效率。此外，在預期到一特定位置或一特定區域有高呼叫密度時，或者預期到對區域內的一些當地事件有高呼叫密度時，可將更多的路徑及電路加入網路中。傳統的網路管理系統可改變網路內所

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

五、發明說明(3)

選擇各路徑間訊息流量負載之相對分配，以便在不過度降低服務品質(quality of service；簡稱QoS)的情形下，有效率地儘量增加網路的使用。然而，傳統的訊息流量網路管理系統及程序一般都不易爲了處理個別的訊息流量需求而增加網路內的可用電路及路徑數，而是採取網路的重新配置，其方式係在一較高的抽象層次上在網路內重新配置各路徑及電路之容量，以便儘量提高該網路的整體效率。

除了使管理電訊系統內各實體網路資源的效率儘量提高的固有需求之外，最近幾年中資訊及通訊技術的進步已產生了新的商機，並對管理產生了新的挑戰。提供電訊服務的供應商不斷碰到新的客戶需求。經由電訊網路提供平常的語音通訊已經不夠了。目前的用戶希望不只是能傳送語言信號，並且也能經由分封交換網路即時傳送數據、音訊、視訊、及多媒體信號。由於非同步傳輸模式(Asynchronous Transfer Mode；簡稱ATM)技術可提供寬頻電訊設施的強化能力，所以ATM技術的重要性與日俱增。

ATM技術的一項主要特徵在於其利用網路資源的彈性。利用此種彈性的一種可能方式即是將實體網路資源完全或部分地分割成若干在邏輯上界定之資源。例如，若將一實體網路分割成複數個虛擬網路，則可大幅簡化該實體網路的作業、維護、及管理。利用此程序，可將分析並解決一整個實體網路上每一呼叫的訊息傳送路由問題之工作簡化成每一虛擬網路上簡單許多的路由問題。就整體來看，每一個各別的虛擬網路之複雜性小於整個實體網路，因而使

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

五、發明說明(4)

訊息傳送路由問題的解決方式較為簡單。

由於專線網路內有不同的訊息類型、不同等級的服務、或不斷變化的訊息流量需求存在，所以也需要對實體資源的分割。服務提供者並不為每一客戶應用提供獨立的實體網路，而是可建立若干虛擬網路，且這些虛擬網路是定義在單一共用ATM實體基礎設施的上層。

在虛擬網路結構中此種新的組態彈性需要有效率的路徑容量配置工具、方法、及演算法。因為未來將提供的電訊服務之本質是很難預測的，所以用來管理虛擬網路資源的組態之任何路徑容量配置方法都必須能處理所有類型的寬頻訊息。如果為了適應所提供訊息流量模式之變化而必須經常修改虛擬網路之組態，則網路重新配置路徑容量及組態控制系統之計算效率必須相當高。為執行網路重新配置路徑容量及重新設定網路組態而選擇的演算法應在遠短於每一虛擬網路持續時間的時段中執行其計算。

許多現有的路徑容量配置技術並不符合路徑容量配置技術可對一般性訊息流量分配建立模型之要求。大多數常用的路徑容量配置方法無法處理一般性的訊息流量模型，這是因為這些方法由於採用歐蘭阻塞量測(Erlang blocking measure)所受到的限制。本發明之方法及系統則克服了這些缺點。

發明概述

因此，本發明之一目的在於讓用戶可利用一般性訊息流量分配模型而配置一網路之路徑容量。本發明之另一目的

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

五、發明說明(5)

在於可利用最少的計算資源而執行路徑容量配置之計算。本發明之再一目的在於實施一種計算複雜性較低並因而具有較快速度之路徑容量配置演算法。本發明之又一目的在於可在儘量短的時段中執行重新配置路徑容量之計算。本發明之又一目的在於提高虛擬網路的路徑容量配置及虛擬路徑配置程序之效率。

若有一包含複數個實體鏈路的實體網路，其中每一實體鏈路具有一預先指定的傳輸容量，則本發明之系統及方法示出一種可支援一般性訊息流量模型之路徑容量配置技術。此種路徑容量配置工作被視為在各種實體鏈路上的負載平衡問題。虛擬路徑配置問題的最佳解相當於在各種虛擬路徑上對所分配容量之選擇，其中儘量在各種鏈路上使每一虛擬路徑的阻塞均勻。

在一種面向中，本發明包含一種有效率地配置一電訊網路的路徑容量之方法，其中該電訊網路具有複數個實體鏈路，用以連接複數個電信局或節點。複數個實體鏈路係與一個或多個虛擬路徑相關。每一虛擬路徑在該電訊網路的一對電信局或節點之間提供一種可切換的個別連接。對每一虛擬路徑都規定有所提供訊息流量，且對該電訊網路的每一實體鏈路都設定一傳輸容量限制。在使用一平均訊息量阻塞量測(entropy-blocking measure)的電訊網路上建立所提供訊息流量與其他計算參數間之關係式模型，並依據各種實體鏈路的傳輸容量限制，將容量分配給該等複數個虛擬路徑，因而在預先選擇的錯誤界限內，使各種虛擬

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

五、發明說明(6)

路徑上的阻塞機率儘量均勻。

附圖簡述

若參照下文中較佳實施例之詳細說明，並配合各附圖，應可對本發明的方法及系統有更完整的了解，這些附圖有：

圖1是一例示電訊網路之方塊圖，在該電訊網路內可影響到虛擬路徑之容量配置；

圖2是例示ATM單元封包(cell)構造之方塊圖；

圖3是一ATM網路內若干互連虛擬路徑及虛擬頻道之方塊圖；

圖4是一ATM網路內各虛擬路徑及虛擬頻道交接及交換之方塊圖；

圖5是CCITT B-ISDN參考模型之示意圖，圖中示出所支援的各種服務等級及各標準層；

圖6示出一提供虛擬專線(virtual leased line；簡稱VLL)服務的例示ATM網路；

圖7示出一包含若干ATM交接設備之多層SDH傳輸網路；

圖8示出各虛擬路徑與實體鏈路間之拓撲關係；

圖9是一用於配置一實體網路上所界定各虛擬路徑容量的例示推下式演算法(Push Down algorithm)各步驟之流程圖；

圖10是一與本發明有關的平均訊息量比率函數(Entropy Rate Function)之特性曲線圖；

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

五、發明說明(7)

圖11是與圖10所示平均訊息量比率函數有關的移動參數之特性曲線圖；

圖12是一使用與本發明有關的平均訊息量比率函數的虛擬路徑容量配置演算法各步驟之流程圖；

圖13是一與本發明有關的適應性路徑容量配置演算法各連續步驟之流程圖；

圖14示出用於不同虛擬路徑之例示平均訊息量比率函數；

圖15示出與本發明有關的適應性路徑容量配置演算法的各計算步驟；

圖16示出一具有六個節點的例示實體網路；

圖17示出在圖16所示六個節點的網路上所界定十個虛擬路徑之連接拓撲；

圖18示出一個三層抽象模型，用以顯示各實體路徑、虛擬鏈路、與虛擬路徑間之拓撲關係；

圖19是一將虛擬網路的配置路徑容量問題變換成一對等的虛擬路徑容量配置之轉換程序流程圖；

圖20示出一具有六個鏈路且係置於圖16所示六個節點的網路上之例示虛擬網路；以及

圖21示出置於圖16所示六個節點的實體網路上之五個不同的子網路。

較佳實施例之詳細說明

在傳統網路內的擁擠控制

首先請參閱圖1，圖中示出一傳統公眾電訊網路之示意圖

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

五、發明說明(8)

，該公眾電訊網路包含複數個市內電信局(21-26)，每一市內電信局都有複數個與其相連接之本地用戶，這些本地用戶係以電話器材(27)代表。其中兩個市內電信局(21)及(24)代表具有與其相連接之遠端用戶多工級(28)及(29)，該等遠端用戶多工級又具有與其相連接之本地用戶(27)。圖1所示之網路又包含複數個幹線電信局(31至34)，這些幹線電信局主要係用來將各市內電信局互連，並提供該網路各部分間之路徑。圖示之幹線電信局(31)係連接到一行動電話交換局(35)，該行動電話交換局(35)包含一對例示的基地台(36)及(37)，用以服務複數個行動無線電話用戶(38)。此外，亦可將諸如資料庫及智慧型網路等其他的電訊服務連接到圖中所示的各電信局。在該網路中各電信局(21-35)之間示出複數個通訊路徑(30)，每一通訊路徑可包含複數個其中包括電纜、光纖鏈路、或無線電鏈路等通訊電路，用以在該網路內的各電信局之間載送語音及(或)數據通訊。

圖1所示之網路又包含一網路控制系統(40)，係經由通訊鏈路(41)(以虛線代表)將網路控制系統(40)連接到該網路內的各電信局(21-35)，以便將控制信號傳送到每一電信局，並自每一電信局接收訊息數據。網路控制系統(40)發出命令，以便動態地在該網路的各訊息傳送路徑內重新配置各通訊路徑，並控制該網路的各電信局之警示系統，以便微調該網路內擁擠狀況之減輕情形。

ATM系統概念

五、發明說明(9)

在目前所實施的公眾電訊傳輸網路內正發生許多變化。公眾電訊網路經營者的一個主要目標即是以單一類型的技術在一共用的基礎設施內處理所有類型的電訊服務。一種此類技術即是非同步傳輸模式(ATM)技術。

目前正爲了嘗試滿足這些需求而實施ATM，其方式爲產生一運載電訊網路，該電訊網路具有相當的"頻寬分割能力"(bandwidth granularity)，可應付極高頻寬之連接。術語"頻寬分割能力"即是網路的一種特性，其中一呼叫所需的頻寬在整個呼叫持續時間中可自由變化。

在公眾電訊網路中使用ATM技術時，可提供下列能力：相關服務的共用交換及傳輸、更大的頻寬分割能力、對可變位元傳送速率服務之支援、以及對多媒體服務之支援。因爲有這些特性，所以國際電報及電話諮詢委員會(International Telegraph and Telephone Consultative Committee；簡稱CCITT)已選擇ATM作爲寬頻ISDN(Broadband ISDN；簡稱B-ISDN)之核心技術。雖然ATM尚有一些缺點，其中包括低速同步服務的傳輸延遲、增加網路內的複雜性、以及須加入一些新的性能參數(例如單元封包捨棄及擁擠)，但CCITT仍然作出此選擇，而本發明將處理這些缺點，將於下文中詳述之。

可利用近似同步數位階層(plesiochronous digital hierarchy；簡稱PDH)、或同步數位階層(synchronous digital hierarchy；簡稱SDH)、或以上兩者來實施一ATM網路。此外，在可應付因ATM與STM(synchronous

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

五、發明說明(10)

transfer mode；同步傳輸模式)間之多重訊息互通而施加的限制、及因而產生的性能降低時，可將ATM用來作為一網路的訊息載送方式。

圖2所示之ATM單元封包結構是ATM技術的核心部分。一ATM單元封包具有53位元組的固定長度，這53個位元組被分成5位元組的起始碼、及48位元組的資訊欄位(亦稱為載送資訊(payload)。ATM單元封包起始碼之結構為一數字欄位，其主要功能之一即是協助將ATM單元封包自起源點經由一個或多個交換節點而繞送到目標點。每一ATM單元封包中所存放的資訊保持較小的數量，以便減少各交換節點中內部緩衝器之容量，並限制這些緩衝器中之等候延遲。ATM係在連接導向模式中運作。以模型化的觀點而言，上述這種方式是相當重要的，因為這種方式可使用現有的電路交換數學模型而使分配最佳化，並控制網路資源。

ATM單元封包起始碼的主要功能在識別虛擬連接。ATM單元封包內的路由資訊係包含在下列兩個欄位中：一個用來決定ATM單元封包屬於哪一個虛擬路徑之虛擬路徑識別碼(virtual path identifier；簡稱VPI)、及一個用來決定該單元封包屬於虛擬路徑中的哪一個虛擬頻道之虛擬頻道識別碼(virtual channel identifier；簡稱VCI)。

虛擬頻道是一種可動態分配的末端到末端連接。最佳的傳輸鏈路每秒可傳送數百個百萬位元，然而虛擬頻道每秒可能只填滿一條鏈路的數千位元。因此，可在單一的傳輸

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

五、發明說明(11)

鏈路上支援大量的同時虛擬頻道。

另一方面，虛擬路徑是一種在各端點間之半永久性連接。每一虛擬路徑可傳輸大量同時連接的虛擬頻道。因為係以單一單元之方式共同處理並交換一大群的虛擬頻道，所以一虛擬路徑的總處理需求小於一虛擬電路，因而每一(虛擬)電路有較快的處理，而能以高出許多的效率使用網路資源。虛擬路徑的網路管理是較為簡單且有效率的。

如圖2所示，在用戶-網路介面(user-network interface；簡稱UNI)上的ATM單元封包起始碼與網路-節點介面(network-node interface；簡稱NNI)上的ATM單元封包起始碼略有不同。UNI包含用於一般性流程控制(general flow control；簡稱GFC)，且係用來確保公平且有效率地使用一終端機與該網路間之可用容量。一載送資訊類型指示碼(payload type indicator；簡稱PTI)欄位是用來指示一ATM單元封包是否包含用戶資訊、或諸如為維護目的之特殊網路資訊。一單元封包捨棄優先順序(cell loss priority；簡稱CLP)欄位對一個兩階之優先順序編碼，且在因網路狀況而必須捨棄單元封包時使用該CLP欄位。起始碼錯誤控制(header error control；簡稱HEC)欄位內含的一核對和保護該起始碼資訊。

使用ATM單元封包時，可容許資訊傳送速率隨著實際服務的要求而調整。每單位時間的單元封包數可依據所需的容量而增加到用來載送數據的實質媒體之傳輸位元速率之上限。除了數據單元封包之外，還有用於發訊及維護之單

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

裝

五、發明說明(12)

元封包、及閒置單元封包。發訊單元封包係用在網路中的最終用戶之間，或用在網路中的各節點之間，此種單元封包之功能在於建立一服務(例如一連接)。維護單元封包提供對ATM層之監督，而閒置單元封包係用來傳輸容量填滿到傳輸媒體的速率。

請參閱圖3，圖中示出一ATM鏈路內各虛擬頻道及虛擬路徑的交換及交接之方塊圖。以一交換機設計者的觀點而論，"VP交換"即是只使用識別碼欄位之上方部分(亦即較短欄位(VPI)交換一ATM單元封包。相反地，在"VP/VC交換"中，則使用了整個識別碼欄位(VPI及VCI)。一VP/VC路徑包含複數個互連的VP/VC長度。可在VP或VC層級上執行交換及交接。虛擬路徑識別碼(VPI)及虛擬頻道識別碼(VCI)在ATM電路內界定了一個兩層處理及路由結構。以網路架構上的觀點而論，一虛擬路徑(VP)是一組個別的連接，也是一ATM網路的路徑對照表中一種類型的"高速公路"。網路管理的一項重要工作即是將正確數量的傳輸容量分配給每一個此類高速公路(亦即一虛擬路徑)，以便使網路的效能最佳化。此種最佳化的工作是頻寬管理或虛擬路徑容量配置技術之目標，也是本發明將於下文詳述的一種面向之主題。

然後請參閱圖4，圖中示出虛擬路徑及虛擬頻道交接及交換之觀念。虛擬路徑識別碼(VPI)及虛擬頻道識別碼(VCI)值只對一特定鏈路有效。在每一交接/交換中，係將新的VPI/VCI值指定給單元封包，而實體連接埠及

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

五、發明說明(13)

VPI/VCI值之組合使ATM單元封包得以被識別。然後在諸如表1所示的轉換表之協助下執行一例示ATM單元封包之路由，該表1如下所示：

自何埠連接	VPI	VCI	連接到何埠	VPI	VCI
A	1	-	C	10	-
A	2	-	D	6	-
B	5	3	C	7	4
B	5	2	D	3	5

表 1

一ATM單元封包是一ATM傳輸系統內的基本多工單位，其中每一單元封包或資訊單元包含其本身的連接及路由資訊。此種特性得以直接對各服務頻道施行多工化及解多工，其中每一頻道可載送不同的位元傳送速率。利用虛擬路徑識別碼(VPI)及虛擬頻道識別碼(VCI)欄位內起始碼中所含的資訊識別每一ATM單元封包，並設定每一ATM單元封包傳送的路徑。如上文所述，虛擬路徑(VP)是兩個終端機(例如交換系統、區域網路(LAN)閘道器、或專用網路閘道器)間之一組多工電路。一VP提供了各虛擬路徑終端間之直接邏輯鏈路，而以VPI值識別特定的虛擬路徑。

亦如上文所述，ATM技術內所用的虛擬路徑觀念可以單元之方式處理多個虛擬頻道(VC)。可將具有諸如相同服務

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

五、發明說明(14)

品質(QoS)等共同特性的虛擬頻道結合成能以一個單元方式而傳輸、處理、及管理的群體。此種彈性的結合簡化了ATM系統的作業及維護。

虛擬路徑及虛擬頻道都能用來提供ATM網路內的半永久性路徑。一作業支援系統設定交接設備或沿著一路徑的各多工器，而建立及釋出路徑。發訊於一用戶與網路之間，或發訊於網路之內，即可用所建立的連接使各虛擬頻道用於需要時的交換。

ATM技術的一項重要特性係有關其通訊協定架構，且該通訊協定的建立是根據所謂的"核心及邊緣"的原理。在ATM網路"邊緣"上的終端機中執行重新傳輸、流程控制、及延遲均衡等與正在傳送的資訊類型有關的通訊協定功能。此種方式保留了有效率且非特定服務的"核心"網路，而該網路只包含簡單的單元封包傳輸及交換功能。在此核心的ATM節點內，並不對資訊欄位執行錯誤檢查，也沒有任何流程控制。只是讀取單元封包的資訊，然後利用HEC修正可能影響到位址的單元錯誤，然後朝向該單元封包的目的地交換該單元封包。

在網路的邊緣上使用ATM調整層(ATM adaptation layer；簡稱AAL)來強化所提供的服務。如圖5所示，用於B-ISDN服務的CCITT參考模型考慮到：AAL包含特定服務的功能。如圖5所示，ATM標準中共有三層。第一層是界定實體介面及訊框通訊協定的實體層。第二ATM層與所選擇的實質媒體無關，並界定單元封包結構，且提供多工化

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

五、發明說明 (15)

及解多工、以及VPI/VCI轉換，以便控制邏輯網路內各單元封包的流程。第三層是AAL，AAL提供在服務與ATM層間之重要調整，因而可容許非特定服務的ATM傳輸。AAL執行於使服務格式與ATM單元封包資訊欄位間之對映。AAL所提供的例示功能包括可變長度封包的描述、順序編號、時脈回復、及效能監視。

在電訊網路中佈置ATM

可在用戶端使用ATM技術，以便支援用戶區域網路內部及之間的高速數據通訊。此外，ATM可用來作為一用戶端網路內其中包括語音及影像通訊、數據傳輸、及多媒體應用等所有服務共用的基礎設施資源。

將ATM節點加入公眾電訊網路後所產生的例示服務即是提供虛擬專線(VLL)服務。VLL服務係基於虛擬路徑的觀念，可按照用戶的需求而直接調整線路容量，且容易改變線路容量，而無須修改界面結構。可經由用戶-網路界面(UNI)將大量的邏輯連接提供給用戶。此外，亦可將隨著用戶需求而調整的服務品質提供給用戶，以便配合用戶的需求。因此，可選擇多種服務等級、服務品質等級、及性能參數。例如，語音服務需要較低的傳輸延遲，但可容忍較高的位元錯誤；而另一方面，數據通訊更能容忍網路的延遲，但對位元錯誤相當敏感。因此，服務提供者與用戶之間可以契約之方式同意一特定服務的服務品質水準，並以人工或自動方式實施稽核以確保相符。

如圖6所示，圖中示出一ATM網路內實施的例示虛擬頻

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

五、發明說明 (16)

道型 VLL 服務。網路終端機(A-E)分別經由流程增強節點(601 - 605)而耦合到 ATM 交接節點(611 - 614)。ATM 網路包含複數個 ATM 交接節點(611 - 614)，這些交接節點可在虛擬路徑及虛擬頻道層級上提供經過路徑設定。流程增強節點(601 - 605)係位在 ATM 網路的邊緣，以便使網路不會受到潛在性超載的影響。此種功能確保任何連接都不會違反連接建立時所同意的條件。將服務增添到一個或多個交接節點(611 - 614)，即可實施額外的服務。在圖 6 所示的網路內，係以終端機(C)與(D)間之波浪線(621)示出一例示虛擬路徑。短劃線(631)示出終端機(A)與(B)間之第一虛擬連接，而終端機(C)與(E)間之虛線(632)則示出第二虛擬連接。

除了圖 6 所示之虛擬專線網路，只要將若干伺服器連接到該網路內之各 ATM 節點，亦可根據需要而輕易加入諸如 SMDS/CBDS 及訊框傳輸等其他的服務。在住宅區中，ATM 技術亦可用來將諸如隨選視訊(on-demand video)等強化的新型娛樂服務提供給最終用戶。ATM 網路的彈性使其可支援多種服務，例如長途教育、家中購物、及電玩服務等。

圖 7 示出一置於一 SDH 分層傳輸網路上的 ATM 網路。這些層包含一用戶端網路層(701)、一本地傳輸網路層(702)、一區域傳輸網路層(703)、及一國家傳輸網路層(704)。複數個 ATM 企業網路節點(711 - 714)控制數據自各用戶端終端機(715)及各 LAN (716)流進複數個 add-drop 多工器

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

五、發明說明(17)

(721)中的某些多工器，這些add-drop多工器(721)服務本地傳輸網路(705)內的各SDB互連節點(722)。各本地互連節點(722)又經由諸區域互連節點(731)而耦合到區域傳輸網路中，而add-drop多工器(732)又將兩個區域互連節點(731)耦合，在本地傳輸網路層(702)內，包含各add-drop多工器(721)的一對ATM近接節點(723)及SDH環服務各互連節點(722)，且係在全STM-1容量下(每秒155百萬位元，也就是B-ISDN服務的標準近接速率)用於用戶的近接。

利用遠端多工器及提供最終本地迴路連接的其他近接節點，亦可在此環形網路上執行諸如一般舊型電話服務(Plain Old Telephone Service；簡稱POTS)等現有訊息傳送。各ATM近接節點(723)被共用，以便自一個位置取用不同的服務，且各ATM近接節點(723)可包含使用不同VP/VC的語音及數據。在這些ATM近接節點(723)中，ATM訊息被集中，以便有效率地利用傳輸容量。

ATM近接節點的大小可根據所需的容量而變化，自一小型多工器到一大型交接設備都可。在區域傳輸網路層(703)中，ATM交接設備(733)係用來在各本地區域之間繞送訊息。在國家傳輸網路層(704)中，如圖7所示，ATM並不明顯。在一ATM疊置網路中，如圖7所示，易於加入諸如訊框傳輸及SMDS/CBDS等服務。若增添適當的軟體及硬體，則亦可將B-ISDN的功能加入各近接節點及區域節點。亦如圖7所示，可實施諸如根據CCITT的TMN標準而運作

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

五、發明說明(18)

的一網路管理系統(750)，以便將必要的網路管理功能提供給該網路的SDH及ATM組成部分。

可根據Telefonaktiebolaget LM Ericsson(亦即本申請案之受讓人)提供的網路管理系統之電訊管理及作業支援(telecommunication management and operation support; 簡稱TMOS)系列，實施子系統(750)對ATM網路的管理。此種網路管理可包含根據本發明將於下文中詳述的揭露事項而實施之路由演算法及擁擠控制等各種功能。

虛擬路徑容量配置：

配置電訊網路各路徑容量的一種實用模型即是將配置路徑容量問題視為與一兩層結構相關之問題，此種兩層結構包含：一具有不連續拓撲及指定鏈路容量之第一實體網路層，以及一具有若干虛擬路徑及其特定路由之第二虛擬路徑層。將訊息流量需求(traffic demand)提供給此模型中之各虛擬路徑。在只處理網路容量配置的工作中，事實上已指定了繞經各虛擬路徑之順序了。每一虛擬路徑都經過許多實體鏈路，但每一虛擬路徑係模擬只包含單一路徑之高速公路。每一虛擬路徑將有一個特性阻塞值(blocking value)、及一個特性已分配容量值(allocated capacity value)，而此模型中之變數數目與虛擬路徑數目相同。

本文所用之術語"所提供訊息流量"("offered traffic")意指在每一虛擬路徑上隨著時間而變的對傳輸容量之需求。本文所用之術語"訊息流量需求"("traffic demand")意指對每一鏈路所提供訊息流量之時間平均值。當可以單一參數

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

裝

五、發明說明 (19)

的卜瓦松分配(Poissonian distribution)建立一ATM網路上訊息流量之特性時，可將此種訊息流量稱為均勻單一等級訊息流量(homogenous single-class traffic)。當所提供訊息流量並不均勻時，則通常利用多等級的卜瓦松分配建立此種訊息流量之模型。

亦可利用一常態分配(normal distribution)建立所提供訊息流量之模型。可將此種訊息流量稱為常態訊息流量(normal traffic)。最後，亦可根據由量測而決定的實際訊息流量執行網路各路徑容量之配置。

可將多個用戶的傳輸需求合併成一個集體的訊息流。例如，數個用戶可同時將訊息自Dallas傳送到Stockholm。此時並不個別管理這些多個傳輸，而是更有效率地經由一寬頻中繼線路將這些訊息合併，並當作一群體而傳輸。如上文所述，一虛擬頻道是一可動態分配的末端到末端之連接。一虛擬路徑則是一邏輯構造，可將多個虛擬頻道當作單一單元而一起處理及交換。此種統一的交換減少了整體的處理需求，且亦加速了傳輸。因為對虛擬路徑的管理比對虛擬頻道或個別實體電路的管理更為簡單且更有效率，所以此種技術可大幅改善對網路資源的使用。

虛擬路徑容量配置模型

所考慮的基本模型是一種在一固定路由下運作的連接導向網路。如果我們將實體網路定義成包含一組J個任意連接之鏈路，則每一虛擬路徑(VP)或路徑r是一有序清單，該有序清單之元素是一J的子集。可利用一路由矩陣 χ 界定各

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

求

五、發明說明 (20)

虛擬路徑與實體鏈路間之關係，該路由矩陣的各元素為：

$$x_{j,r} = \begin{cases} 1 & \text{if } j \in r \\ 0 & \text{otherwise} \end{cases} \quad (\text{方程式 1})$$

圖8示出各虛擬路徑與實體鏈路間之拓撲關係。在圖8中，虛擬路徑 VP_1 包含實體鏈路 P_1 及 P_2 ，而虛擬路徑 VP_2 包含實體鏈路 P_2 及 P_3 。

分配給各VP的容量與各實體鏈路上所分配的對應容量間之定量關係可以矩陣形式表示如下：

$$\chi C_{VP} = C_{phys} \quad (\text{方程式 2})$$

其中 χ 是在上述方程式1中所界定類型的路由矩陣， C_{VP} 是虛擬路徑容量向量， C_{phys} 是實體鏈路容量向量。

代表已分配給各種VP的容量之實體鏈路容量向量 C_{phys} 不得超過任一實體鏈路上的可用實際容量。可利用下列簡單限制關係式表示此種限制：

$$\chi C_{VP} = C_{phys} \leq \bar{C}_{phys} \quad (\text{方程式 3})$$

此處的 $\bar{C}_{phys}$ 是一描述K個實體鏈路的每一實體鏈路上之可用實際容量。因為方程式3是一向量不等式，所以重要的是注意到兩個向量的各對應成分都必須滿足此不等式。舉圖

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

五、發明說明 (21)

8 所示之例子而言，路由矩陣 χ 為：

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

(方程式 4)

此處各虛擬路徑容量與分配給對應實體鏈路容量間之關係式為方程式

$$\begin{bmatrix} 1 & 0 \\ 1 & 1 \\ 0 & 1 \end{bmatrix} \cdot \begin{bmatrix} C_1 \\ C_2 \end{bmatrix}_{VP} = \begin{bmatrix} C_1 \\ C_1 + C_2 \\ C_2 \end{bmatrix}_{phys}$$

(方程式 5)

此處的 $\begin{bmatrix} C_1 \\ C_2 \end{bmatrix}_{VP}$ 是虛擬路徑容量向量，

且 $\begin{bmatrix} C_1 \\ C_1 + C_2 \\ C_2 \end{bmatrix}_{phys}$ 是

各實體鏈路的被分配向量。

到一特定路徑 r 的呼叫要求程序可以是我們已知假設佔用分配的任何固定程序，其前提為該程序具有一可接受所有呼叫並避免所有阻塞的無限容量之資源。 X_r 表示此假設無限容量資源之佔用水準，且通常在本門技術中被稱為"所提供訊息流量"。

虛擬路徑容量配置問題在本發明的系統及方法中被界定

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

五、發明說明(22)

成具有兩個目標。第一，必須使分配給每一虛擬路徑的傳輸容量最佳化，因而儘量降低傳輸成本函數。第二，對於每一實體鏈路而言，分配給通過此鏈路的各種虛擬路徑之容量不得超過該實體鏈路的實體傳輸容量限制。

可用一在範圍 $[0, \bar{C}_{\text{phys}}]$ 中呈現任何實數值的連續函數作為可分配給各種虛擬路徑的實際容量之近似函數。因此，因此資源最佳化工作並不需要離散式最佳化、及其伴隨的複雜性。在本申請案所提出的配置路徑容量問題中，並未考慮到不同的VP間之負載共用。我們假設對每一虛擬路徑界定所提供的訊息流量。此外，因為網路具有固定的路由，所以對各虛擬路徑的選擇即固定了所提供訊息的路由。

"推下式"路徑容量配置技術

在本發明中將虛擬路徑容量配置工作視為負載平衡問題，其中"負載"是適當選擇的阻塞量測值，且其中之最佳解相當於所分配VP容量之選擇，其中係以儘量均勻之方式分配每一虛擬路徑上的阻塞。使阻塞分配均勻的一種方式即是量測每一虛擬路徑上阻塞值之分散性，然後儘量縮小此種分散性。可利用諸如習知的模擬退火技術等任何最小化演算法實施上述之方法。

一相關的方法為：首先識別阻塞值最高的虛擬路徑，然後自其他的VP重新分配容量，儘量減少該虛擬路徑的阻塞，直到該虛擬路徑不再是具有最大阻塞的VP為止。此種構想相當於最小值-最大值的最佳化問題，且可如下文所述以分析之方式將其最佳化。

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

五、發明說明(23)

如果我們將第*i*條虛擬路徑的阻塞表示為 $B(VP_i)$ ，則具有最大阻塞的VP為 $\max(B(VP_i))$ ，此處是對所有的VP取最大值。在這組虛擬路徑上的阻塞量測最大值界定了VP配置路徑容量問題的目標函數(亦稱為成本函數)。因此，此最佳化程序的目標在於找出目標函數之最小值，該最小值相當於：

$$\min \max (B(VP_i)) \quad (\text{方程式6})$$

此處係對所有可行的組態而界定該最小值。

因為此種技術涉及在所考慮的所有VP中壓低最大阻塞值，所以利用此種技術以解決最佳化問題的演算法被稱為"推下式"演算法。此種演算法遵循下列事實：均勻的阻塞分配相當於無限制條件的VP配置路徑容量問題之最佳解。因此，此最佳解是將各容量分配給每一VP，使在一錯誤界限內每一VP上的阻塞都相同。然而，此種最佳解並不必然可以實現，因為各種實體鏈路有容量限制。一實體鏈路的有限容量必須由通過該實體鏈路的所有VP所共用。

圖9示出一配置在一實體網路上界定的各虛擬路徑容量的推下式演算法一例示實施例之各步驟。此配置路徑容量程序開始於步驟(902)，此時將界定各VP的連接拓撲。並將各VP組合到一個VP路徑容量配置組。然後在步驟(903)中按照各實體鏈路通過的順序聚集這些VP。然後在步驟(904)中開始分配起始傳輸容量。在步驟(905)中，選擇阻

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

五、發明說明(24)

塞減少的目標數字。爲了設定一目標，我們必須首先選擇一阻塞量測。在本發明的一較佳實施例中，係將一將於下節中詳述的平均訊息量比率函數用來作爲阻塞量測。目標值係用來設定路徑容量配置演算法之終止條件。

在步驟(906)中針對每一實體鏈路決定每一VP上的阻塞。如果通過單一實體鏈路的各VP並未碰到相同水準的阻塞，則在步驟(907)中修改目前已分配給每一VP的容量，以便在一錯誤界限內均衡各VP之阻塞值。藉由分配尚未被分配的實際容量，或將生產力較低的VP已經分配的容量重新分配給較有生產力的VP，即可將容量增添到各VP。係在不違反任一實體鏈路的容量限制下，執行此種容量重新調整。

此程序得以在步驟(908)中識別一個或多個實體鏈路爲此最佳化程序中之瓶頸。VP阻塞最高且無法以容量重新分配降低阻塞的實體鏈路被稱爲關鍵鏈路(critical link)。每一關鍵鏈路決定通過該實體鏈路的各VP上可得到的最小阻塞。推下式演算法在最佳化程序的每一階段中最主要的工作即是識別某一組虛擬路徑的該組關鍵鏈路。

一旦在步驟(908)中識別了一關鍵鏈路，則可在通過此關鍵鏈路的各虛擬路徑之間重新分配實際容量，其方式爲均衡每一虛擬路徑之阻塞值。請注意，當發現一實體鏈路是一關鍵鏈路時，事實上該實體鏈路並沒有尚未分配的容量。因此，在本演算法到達此配置路徑容量程序的階段之後，可以只重新分配通過一關鍵鏈路的各VP間之容量。

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

五、發明說明(25)

然後在步驟(909)中，自仍然需要配置路徑容量的這組所有的VP中去掉已分配容量的各VP。對應地在步驟(910)中，可用實體鏈路容量減少了在先前步驟中去掉的各VP之已分配容量。

配置路徑容量問題因而簡化成儘量減少基於VP集合的最高阻塞機率之最佳化問題。因而可使用遞迴式重新進入演算法來實施此程序。

現在使用先前步驟得到的阻塞值作為其餘配置路徑容量問題之起始值。在步驟(911)中遞迴地重複此最佳化程序，直到分配完每一實體鏈路的所有容量為止。概言之，此種貪心型演算法開始時係對整組所有的VP配置其路徑容量，並在尚待配置路徑容量的虛擬路徑集成為零集合時，在步驟(912)終止本演算法。

我們在此強調，於執行本文所詳述的這類路徑容量配置演算法時，無須同樣遵循圖9所示之順序。依照實施細節及收斂性考慮的不同，路徑容量配置演算法的某些步驟之執行順序可以與圖9所示者不同。

在一特定VP集合中以分析方式識別關鍵鏈路的問題，已證明是一種困難的工作。目前並沒有已知的技術可利用所提供訊息流量及實體鏈路之容量限制直接決定關鍵鏈路。因此，推下式演算法採用一種反覆式方法來識別關鍵鏈路。該演算法開始時將一均勻的較大阻塞值指定給所有的VP，而設定所有VP的起始值。所選擇的起始阻塞值必須大到各VC容量的起始分配值總和不會超過各實體鏈路的可用實

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

五、發明說明(26)

際容量。

對最佳化程序中剩下的這組所有的虛擬路徑緩慢且均勻地降低阻塞程度，而在每一階段中將首先違反所通過實體鏈路的實際容量限制之鏈路識別為關鍵鏈路。

利用平均訊息量阻塞量測之路徑容量配置

在配置路徑容量過程的每一階段中用來識別關鍵鏈路的上述程序之速度及效率有相當程度係取決於模型中所使用的阻塞量測。在傳統上，歐蘭阻塞量測(亦稱為時間擁擠阻塞公式)已被用來決定一網路中各VP容量的最佳配置。

使用平均訊息量比率函數作為阻塞量測的本發明技術產生優於使用歐蘭阻塞量測可得到的結果。使用平均訊息量比率函數時，可建立任一種訊息流量分配的模型，而且在大多數的情形中，此種計算比依據他種阻塞量測的計算快速許多。我們也發現：主要由於平均訊息量比率函數是一凸形函數，因此可大幅改良對關鍵鏈路之反覆式搜尋。在說明一採用平均訊息量比率函數的路徑容量配置演算法之前，我們先說明平均訊息量比率函數之特性以幫助了解。

以平均訊息量比率函數作為阻塞量測

如上文所述，阻塞量測的選擇是推下式演算法之關鍵。將於下文中推導依據平均訊息量比率函數的阻塞量測之一般性表示式，然後將其應用於一例示情形中，其中係以單一等級及多種等級的卜瓦松分配建立所提供訊息流量之模型。

平均訊息量比率函數是本門技術中所習知者，已被用來

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

五、發明說明 (27)

建立實體鏈路層級上之擁擠模型，請參閱諸如 J.Y. Hui 所著的 "用於多層訊息傳送的呼叫許可及頻寬指定之擁擠量測"，該文係刊登於 "International Journal of Digital & Analog Cabled Systems" (1990)，但該文中並未將平均訊息量比率函數用在虛擬路徑層級或網路層級中，作為解決配置路徑容量或計畫問題的阻塞量測。此外，平均訊息量比率函數已被用來定義一實體鏈路 "有效容量" 之觀念。但是請務必注意，採用本文所詳述的平均訊息量比率函數之路徑容量配置技術並不限於遵循卜瓦松分配之所提供訊息流量，且本發明之系統及方法亦同樣適用於任何類型的所提供訊息流量分配，包括利用量測而決定者。

可將飽和阻塞機率定義為訊息流量需求超過傳輸容量的一規定值之機路。飽和機率亦稱為 "尾端機率"，因為該機率意指所提供訊息流量分配尾端之機率群。將於下文中推導此種尾端機率之習知近似法，亦即 Chernoff 界限。

假設 X 為一任意分配的隨機變數， C 為一特定值。則對於所有的正值 s 而言，可證明下列的界限存在：

$$P(X > C) = P(e^{sX} \geq e^{sC}) \leq \frac{E(e^{sX})}{e^{sC}} = e^{-sC - \ln(E(e^{sX}))} \quad (\text{方程式 7})$$

此處 $P(X > C)$ 是隨機變數 X 所取的值大於 C 之機率。

此界限之推導係基於馬可夫 (Markov) 不等式。術語 $\ln(E(e^{sX}))$ 表示力矩產生函數之對數，亦稱為 cumulant 函數

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

五、發明說明 (28)

。對 s 其指數 $sC - \mu(s)$ 之最大值，即可得到最緊的界限(亦稱為 Chernoff 界限)。在 $s=s^*$ 時，達到此最大值。此處的 s^* 是方程式 $=\mu'(s)$ 的唯一正數解。

易於證明 $\mu'(s)$ 隨著 s 的增加而增加，因而保證其根的唯一性。因為 $\mu''(s) \geq 0$ ，所以 $\mu'(s)$ 隨著 s 的增加而增加。這又是由於第二導數等於(移動後)分配之變異數。此最大化之指數係以 $I_x(C)$ 表示，且被稱為平均訊息量速率函數。平均訊息量比率函數是 cumulant 函數的凸共軛變換(convex conjugate transform)，且可以下式表示：

$$-\ln P(X \geq C) \geq \sup_s (sC - \ln E(e^{sX})) = I_x(C) \quad (\text{方程式 8})$$

因為 $\ln P(X \leq C) = \ln P(-X \geq -C)$ ，且 $\ln P(-X \geq -C) = \ln P(e^{-sX} \geq e^{-sC})$ ，所以可用下列不等式推導此分配左尾端之一類似公式：

$$-\ln P(X \leq C) \geq \sup_s (-sC - \ln E(e^{-sX})) = I_{-x}(-C) \quad (\text{方程式 9})$$

可利用參數 s 將平均訊息量比率函數的右尾及左尾表示為：

$$I_{-x}(-C(s)) = I_x(C(-s)) \quad (\text{方程式 10})$$

因此，改變參數 s 之正負號時，可自平均訊息量比率函數之右尾切換到左尾，反之亦然。

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

五、發明說明 (29)

均勻卜瓦松分配訊息流量之平均訊息量比率函數

首先考慮在所提供訊息流量均勻時使用平均訊息量比率函數來配置各虛擬路徑之容量。均勻卜瓦松分配訊息流量之特徵在於：一頻寬需求參數 p 、平均呼叫到達速率 r 、及每一呼叫平均持續時間 h (亦稱為平均佔線時間)。因此，訊息流量需求 ρ 是平均呼叫到達速率及平均佔線時間之乘積。亦即 $r \cdot h$ 。可以下列關係式描述均勻訊息流量之cumulant函數：

$$\mu(s) = \rho(e^{sp} - 1) \quad (\text{方程式 11})$$

因此，均勻訊息流量之已分配容量 C 及平均訊息量比率函數 I 可以下式表示：

$$C = \mu'(s) = \rho p e^{sp} \quad (\text{方程式 12})$$

以及

$$I(C) = s^*(C) \cdot C - \mu(s^*(C)) \quad (\text{方程式 13})$$

亦即

$$I(C(s)) = s p p e^{sp} - \rho(e^{sp} - 1) \quad (\text{方程式 14})$$

若替代關係式 $(s = \frac{1}{p}(\ln C - \ln(\rho p)))$ 為方程式12之解，則

亦可唯一地將方程式14所描述類型的均勻訊息流量之平均

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

五、發明說明 (30)

訊息量比率函數表示為如下式所示之已分配容量C：

$$I(C) = \frac{C}{\rho} (\ln C - \ln(\rho p)) - \rho \left(\frac{C}{\rho p} - 1 \right) \quad (\text{方程式15})$$

圖10示出以單位頻寬需求參數 ρ 表示的若干不同所提供訊息流量值之平均訊息量比率函數曲線。圖11示出移動參數 s 與已分配容量 C 間關係之函數圖。

如圖10及11所示，平均訊息量比率函數具有三個顯著的特性。第一，該函數是一凸函數，在分配之平均數上到達其最小值，亦即在 $C = \rho$ 時。第二，當增加 C 值到分配之平均數時（亦即當 $C = \rho$ ），移動參數 s 由負值變成正值。如圖11所示，當 $C < \rho$ 時，移動參數 s 為負數；當 $C > \rho$ 時， s 為正數。第三，移動參數 s 是單調函數，且隨著分配給一虛擬路徑的容量增加而增加。

因此，可將變換參數 s 視為一機率分配之移動參數。當移動參數取負值時，與移動參數為零值時相比，機率分配被移到左方。當移動參數取正值時，則機率值移到右方。

多等級卜瓦松分配訊息流量之平均訊息量比率函數

可將訊息流量模型延伸到特徵為多等級卜瓦松分配之所提供訊息流量，且將於下文中推導對應於此種所提供訊息流量模型之平均訊息量比率函數。

若用多等級分配的平均訊息量量測來取代單一等級分配的平均訊息量量測，則將產生無法再以所分配容量 C 來明

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

五、發明說明⁽³¹⁾

確表示平均訊息量比率函數的困難。爲了避免此一問題，係以移動參數 s 來表示平均訊息量比率函數，且亦利用該移動參數 s 作爲一控制參數。只要增加此參數之絕對值，即可隨之改變所分配的容量，因而可明確地遞增平均訊息量測量值。

我們將以 X_i 表示等級 i 之隨機訊息流量(此處 i 值爲1到 k)。並界定每一等級的尖峰頻寬需求 p_i ，平均呼叫到達速率 r_i ，及佔線時間 h_i ，使 $\rho_i = r_i * h_i$ ，且隨機變數 X_i 累積值之期望值爲：

$$E\left(\sum_{i=1}^k X_i\right) = \sum_{i=1}^k \rho_i p_i \quad (\text{方程式16})$$

多等級訊息流量 $\sum_{i=1}^k X_i^{(C)}$ 之平均訊息量比率函數 $\sum_{i=1}^k X_i$ 是飽和機率負對數之估計值：

$$-\ln\left(\sum_{i=1}^k X_i \geq C\right) > I_{\sum_{i=1}^k X_i}^{(C)} \quad (\text{方程式17})$$

此處 k 是訊息流量等級數， C 是分配給VP且載送聚合多等級訊息之容量。

下列關係式表示一適用於所有分配的平均訊息量比率函數之一般特性：

五、發明說明 (32)

$$I_{\sum_{i=1}^k x_i} \left(E \left(\sum_{i=1}^k X_i \right) \right) = I_{\sum_{i=1}^k x_i} \left(\sum_{i=1}^k \rho_i p_i \right) = 0 \quad (\text{方程式 18})$$

我們同樣可證明出 $I_{\sum_{i=1}^k x_i}^{(C)}$ 在 C 上是凸的。

多等級卜瓦松分配訊息流量的力矩產生函數之對數係以下列關係式表示：

$$\mu(s) = \sum_{i=1}^k \rho_i (e^{s p_i} - 1) \quad (\text{方程式 19})$$

因為該平均訊息量比率函數具有下列一般形式：

$$I_x(C(s)) = \sup_s (sC - \mu_x(s)) = s \frac{d}{ds} \mu_x(s) - \mu_x(s) \quad (\text{方程式 20})$$

所以可用移動參數 s 表示多等級訊息流量之平均訊息量比率函數如下：

$$I_{\sum_{i=1}^k x_i} (C(s)) = \sum_{i=1}^k (s \rho_i p_i e^{s p_i} - \rho_i (e^{s p_i} - 1)) \quad (\text{方程式 21})$$

其中又可使所分配容量 C 與移動參數 s 有如下式所示之函數關係：

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

五、發明說明⁽³³⁾

$$C(s) = \frac{d}{ds} \mu(s) = \sum_{i=1}^k \rho_i p_i e^{s p_i} \quad (\text{方程式 22})$$

若用多等級平均訊息量量測取代單一等級平均訊息量量測，則可使問題在分析上更為複雜，這是因為無法再以所分配容量C明確表示平均訊息量量測。此種複雜性是由於無法自方程式22中去掉移動參數s。

然而，因為方程式21係以移動參數s表示平均訊息量比率函數，所以我們可以改變s，而不改變C。因此，利用方程式22，即可在演算法的每一反覆步驟中計算容量值。請注意，s之零值相當於平均訊息量量測之零值。針對所有的VP將s設定為零，即可開始執行路徑容量配置演算法。

常態分配訊息流量之平均訊息量比率函數

平均訊息量比率函數亦可配合並非依據卜瓦松型所提供訊息流量分配的其他訊息流量模型使用。下文中將說明兩種重要的訊息流量模型。第一種訊息流量模型係基於所提供訊息流量為常態分配之平均訊息量比率函數。並將為此種訊息流量模型推導平均訊息量比率函數之對應公式。第二種訊息流量模型係基於利用實際量測訊息流量而推導出之平均訊息量比率函數，而非基於對所提供訊息流量分配的明確假設。

請參閱R.S. Ellis所著的"平均訊息量、大型偏差、及統計力學39"(Springer-Verlag, 1985)，已可利用下列公式定義常態分配訊息流量之平均訊息量比率函數：

五、發明說明⁽³⁴⁾

$$I_x(C) = \frac{(C-m)^2}{2\sigma^2} \quad (\text{方程式 23})$$

此處 m 是常態分配 $N(m, \sigma)$ 之平均數， σ 是變異數。此外

$$s(C) = \frac{C-m}{\sigma^2} \quad (\text{方程式 24})$$

由上述兩關係式可得到直接以控制參數 s 表示的平均訊息量比率函數之下列簡單公式：

$$I_x(C(s)) = \frac{\sigma^2}{2} s^2 \quad (\text{方程式 25})$$

因此，在常態分配訊息流量之情形中，可證明平均訊息量比率函數是一種簡單(且凸的)二次方程式。

量測訊息流量之平均訊息量比率函數

因為未來將在網路中提供的各種服務必目前所能提供者多出許多，所以未來的寬頻網路極有可能在網路所提供的訊息流量類型產生極大的變化。因此，基於以某一理想方式代表訊息流量分配的所有模型可能都不再適用，這是因為此種方式原本即有無法彈性調整之特性。利用自訊息流量量測而推導的平均訊息量比率函數可解決此種困難的訊息流量模型估計問題。

到現在為止我們所討論的訊息流量模型都係界定在呼叫

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

五、發明說明 (35)

層級時間標度上。相反地，訊息流量模型之統計數字係界定在一標準ATM單元封包之時間標度上。可將此種呼叫層級時間標度視為單元封包層級時間標度之一近似法。因而可利用描述呼叫層級時間標度上固定頻寬需求的一個或多個參數，而提取在一呼叫中隨機改變的訊息流量需求之特性。

最近已有人建議可利用單元封包層級上的訊息流量量測估計平均訊息量比率函數。請參閱諸如由N.G. Duffield等人所著的"ATM訊息流之平均訊息量：一種估計服務品質參數之工具"(Dublin Institute for Advanced Studies, 1994)。

訊息流量過載對平均訊息量比率函數之影響：

如果每一實體鏈路上的平均提供訊息流量小於該鏈路上對應的可用實際容量(亦即如果 $E(X_k) \leq \bar{C}_{phys}^k$)，則將平均訊息量比率函數轉換為阻塞量測可以正常運作。然而，在某些實際的過載狀況中，可能違反此一條件。現在將考慮下列基於均勻卜瓦松分配訊息流量及時間擁擠阻塞量測(亦即歐蘭阻塞公式)之實例。

表2中列出三個所分配容量值、以及針對一固定阻塞值0.03計算出來的對應訊息流量需求。請注意，在最後一種情形中，縱使阻塞較小，但所提供之訊息流量大於所分配之容量。

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

五、發明說明 (36)

表 2

所分配容量	所提供之平均訊息流量
15.45	10
109.29	100
699.00	700

此例顯示：在違反 $E(X_k) \leq \bar{C}_{\text{phys}}$ 之條件時，必須延伸平均訊息量阻塞量測以涵蓋此過載狀況。在數學上，可易於完成此種延伸。如上文所述，平均訊息量比率函數是一在 $E(X_k)$ 有最小值之凸函數。平均訊息量比率函數之左端區域界定此過載區域(請參閱圖 10 及 11)。在此區域中，平均訊息量比率函數的增加相當於所分配容量的減少，也相當於各控制參數係採取負值。若改變控制參數之正負號，則可易於延伸基於平均訊息量比率函數之推下式演算法，用以涵蓋該過載區域。此種延伸只須對原始的路徑容量配置演算法作小幅度修改。

其餘的問題在本質上多屬觀念性，亦即如何解析此種延伸。平均訊息量比率函數之左端區域相當於機率群左尾之近似法：

$$-\ln P(X \leq C) \geq I_X(C(-s)) \quad (\text{方程式 26})$$

且可將平均訊息量比率函數之左端區域視為利用所分配容量 C 之平均訊息量量測。

五、發明說明(37)

因爲在起始狀態中，已分配的資源超過實際資源的容量，亦及 $E(X_k) \geq \bar{C}_{phys}^k$ ，所以必須減少資源的利用，因爲該利用相當於平均訊息量比率函數之增加。

在過載區域中最佳化目標的解析可如下文所述。爲了改進此區域中平均訊息量利用量測值分配的均勻性，識別出資源的最大耗用者(亦即具有最低平均訊息量之VP)，並減少此極端代表VP之資源利用。最大耗用者資源利用的減少相當於過載區域中平均訊息量比率函數之增加。因此，此種方式相當於最佳化問題的最大值最小值公式化。請注意，現在係以起始落在過載區域的各數值開始，而施加限制條件。

我們此時可再度利用平均訊息量利用量測值的均勻分配相當於對可使用的資源作最佳的利用(縱使該最佳利用是不可行的)。在遵循與右端區域相同的理由下滿足限制條件，使每一關鍵鏈路的平均訊息量利用量測值都能均勻。此外，於分配通過關鍵鏈路的所有VP之容量時，使這些VP的平均訊息量利用值相同。

如上文所述，在平均訊息量曲線右端區域中最佳化的目的在於使分配給具有最大的阻塞的VP(亦即具有最小平均訊息量阻塞量測值之VP)之容量增加。此種方式相當於最佳化問題的最大值最小值公式化。請注意，只要在左端區域先前表達最佳化目標中，以術語"阻塞"取代術語"利用"，並以以術語"具有最大阻塞的VP"取代術語"資源的最大耗用者"，即可將左端區域的最佳化目標變換成右端區域的

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

五、發明說明 (38)

最佳化問題。

對平均訊息量比率函數左端及右端區域的這兩種不同的最佳化目標表達將得到相同的最佳化程序。在兩種情形中，都需要增加平均訊息量比率函數。增加控制參數 s 之絕對值，即可達到上述目標。如果負載並未超過可用資源，則移動參數將為正值，且可連續提高分配給各虛擬路徑之容量，直到分配完所有的可用實際資源為止。另一方面，如果負載超過了可用資源，則移動參數將為負值。在此種情形中，必須逐漸增加所分配之容量，直到這些容量到達實際資源限制為止。

利用平均訊息量比率函數之VP路徑容量配置演算法

我們可利用上文中詳述的平均訊息量比率函數特性來有效率地解決VP配置路徑容量問題。如上文所述，VP配置路徑容量問題的目標是在有一所提供訊息流量分配下，將將有限的實際網路資源分配給複數個預定的VP。採用平均訊息量比率函數的一VP路徑容量配置演算法實施例係示於圖12。

此程序係以一系列起始步驟(1202 - 1206)開始。在步驟(1202)中，將待配置路徑容量的所有VP集中在一VP路徑容量配置集合。在步驟(1203)中規定網路中每一實體鏈路之傳輸容量限制。在步驟(1204)中選擇性地規定平均訊息量比率函數的一組上限 I_{MAX} 。

請注意，可視實施上的考慮而按照任何順序執行步驟(1202 - 1204)。此外，只有在實際上可能有具有截去右尾

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

五、發明說明⁽³⁹⁾

的所提供訊息流量分配時(亦即只有在 $P(X>C)$ 對大於某一有限值 C_{MAX} 之 V 值為零時)，才在步驟(1204)中規定 I_{MAX} 。如果一所提供訊息流量分配具有一截去右尾，則該分配在理論上可能為時間標度。因而可利用描述呼叫層級時間標度上固定頻寬需求的一個或多個參數，而提取在一呼叫中隨機改變的訊息流量需求之特性。

在起始步驟(1202 - 1206)之後，本路徑容量配置技術執行遞迴步驟(1207 - 1215)。圖12所示之遞迴技術示出一個兩層的遞迴，其中首先如步驟(1207 - 1210)所示，VP路徑容量配置演算法重複地將容量分配給VP路徑容量配置集合中之各VP，直到一個或多個實體鏈路到達完全(亦即100%)利用為止。

已完全分配容量的實體鏈路被稱為關鍵鏈路。因此，步驟(1207-1210)的次一效應即是遞迴地識別各關鍵鏈路。雖然在本反覆程序的每一階段中本關鍵鏈路識別程序都有可能只識別一條實體鏈路為關鍵鏈路，但是所實施的本演算法亦同樣可在一特定時間中識別並處理一條以上的關鍵鏈路。

在本發明的一實施例中，利用依據所提供訊息流量模型的平均訊息量比率函數之函數公式，在步驟(1207)中將現有的平均訊息量比率函數估計值遞增一固定量，即可執行關鍵鏈路之識別。此類公式的例子如用於均勻卜瓦松分配訊息流量的方程式15、用於多等級卜瓦松分配訊息流量的方程式21、以及用於常態分配訊息流量之方程式23及25

五、發明說明⁽⁴⁰⁾

。請注意，平均訊息量比率函數估計值之遞增量有時可能是負值。如果路徑容量配置演算法超過最佳值，且過度分配容量時，上述情形即有可能發生。

在步驟(1208)中針對路徑容量配置集合中的每一VP計算移動參數s值。請注意，對於對應的VP，移動參數值代表圖10所示平均訊息量容量圖之斜率。在步驟(1209)中，利用平均訊息量比率函數之各遞增值計算待分配給路徑容量配置集合中各VP之遞增容量。可視實施上的考慮，而以不同於圖12所示之順序執行步驟(1207 - 1209)。

然後在步驟(1210)中針對每一實體鏈路累積分配給各VP之容量，並在步驟(1211)中將所累積的容量與該實體鏈路之總容量比較。如果一鏈路尚未分配的實際容量小於一預定界限，則決定此鏈路是一關鍵鏈路。

如果上述比較造成將一實體鏈路識別為一關鍵鏈路，則本計算程序進入步驟(1212)。如果並未發現任何實體鏈路為一關鍵鏈路，則重複執行步驟(1207 - 1210)或其等效步驟，直到發現一關鍵鏈路為止。在所提供訊息流量模型具有一截去右尾的少見情形中，此反覆程序有時可能無法識別任何更多的關鍵鏈路。在此種情形中，當平均訊息量比率函數到達步驟(1204)中所規定的最大值 I_{MAX} 時，本計算程序將自動終止。

在識別一關鍵鏈路之後，如步驟(1212 - 1213)所示，本VP路徑容量配置演算法輸出計算結果，並重新將問題公式化。每當在步驟(1211)中將一個或多個實體鏈路識別為關

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

五、發明說明⁽⁴¹⁾

鍵鏈路之後，本VP路徑容量配置演算法即進入步驟(1212)產生輸出，詳細列出通過一關鍵鏈路的每一VP目前所分配之容量。然後在步驟(1213)中自路徑容量配置集合去掉通過一關鍵鏈路的各VP。如果並無任何VP仍待配置路徑容量，則本路徑容量配置演算法終止於步驟(1216)。

如果仍有一個或多個VP等待配置路徑容量，則在步驟(1215)中重新界定該路徑容量配置集合，以便只包含此類VP。因為已自路徑容量配置集合中去掉通過關鍵鏈路的各VP，且因為這些去掉的VP用掉部分的實體鏈路容量，所以路徑容量配置工作簡化成對仍留在路徑容量配置集合的各VP分配尚未分配的實體鏈路容量。在步驟(1215)中，將各實體鏈路的可用容量減掉分配給對應於上次在步驟(1211)中發現的各關鍵鏈路的已去掉VP容量，即可完成上述目標。在本發明的一替代實施例中，凍結已自VP路徑容量配置集合中去掉的各VP之平均訊息量比率函數值，亦可得到同樣的效果。因為分配給已去掉的VP之容量係在步驟(1212)中產生，所以可易於執行本計算。在步驟(1215)中重新將此問題公式化之後，本演算法回到步驟(1207)，且如上文所述，係對仍留在路徑容量配置集合的所有VP將平均訊息量比率函數遞增一固定量。

採用適應性搜尋技術之VP路徑容量配置

現在將說明一種可將基本VP路徑容量配置演算法的計算效率提昇到採用平均訊息量比率函數作為阻塞量測所能得到的效率之上的方法。此種方法係基於平均訊息量比率函

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

五、發明說明 (42)

數的一般特性，且可適用於任何種類的訊息流量需求模型，其中包括基於實際訊息流量量測的模型。

利用一類似於Newton-Raphson技術的反覆式線性近似法，並利用平均訊息量速率函數的凸函數特性，即可大幅加速基本VP路徑容量配置演算法的收斂速度。當一虛擬網路的訊息流量需求擾動較小時，可進而利用一線性近似法改良本適應性VP路徑容量配置演算法。

虛擬網路有時可能受到擾動。可能因空間訊息流量模式的改變、訊息流量分配的改變、或網路運作參數的小幅改變，而引發這類擾動。例如，當首先在單一實體網路的頂層界定多個虛擬網路，並隨即在不同的虛擬網路之間重新分配小量的實際資源時，即有可能發生此類改變。

"可移動邊界"問題是網路配置路徑容量問題的一種特殊情形，將於下文中詳述之。

適應性VP路徑容量配置技術係建基於前文中配合附圖9及12而詳述的VP路徑容量配置技術，且在配置路徑容量的最後階段中提供了比習用技術更大的優點。爲了要了解此種適應性技術的一些關鍵要素，我們假設係將基本演算法用來得到一近似最佳狀態，在此種近似最佳狀態中分配給各虛擬路徑的容量接近關鍵鏈路的實際容量上限。在此種情形中，並不利用凸12所示的反覆式嘗試錯誤程序來找出可完全利用每一關鍵鏈路之狀態，且不必使通過該關鍵鏈路的各VP之負載均等，而是利用下列一般性近似法即可大幅加速基本路徑容量配置演算法：

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

五、發明說明(43)

$$\Delta I(C) = \Delta C \frac{dI(C)}{dC} = s \Delta C \quad (\text{方程式 27})$$

此近似法係遵循下列易於推導的平均訊息量比率函數一般性關係式：

$$\frac{dI(C)}{dC} = s \quad (\text{方程式 28})$$

然後我們必須計算在步驟 t 中對鏈路 k 的平均訊息量比率函數共用遞增量 ΔI_k^t ，使關鍵鏈路 k 的未分配容量 ΔC_k^t 可以被分配給通過該鏈路的所有VP。我們以 $\Delta C_{k,i}^t$ 表示分配給第 i 個VP的遞增容量。因為在每一反覆步驟 t 中 $\Delta C_{k,i}^t = \frac{\Delta I_k}{s}$ ，且 $\Delta C_k^t = \sum_i \Delta C_{k,i}^t = \Delta I_k^t \sum_i \left(\frac{1}{s_i} \right)$ ，所以將遵循下式：

$$\Delta I_k^t = \frac{\Delta C_k^t}{\sum_i \frac{1}{s_i}} \quad (\text{方程式 29})$$

自方程式29計算得到的每一 ΔI 與對應 Δs 間之關係式如下：

$$\Delta I(C(s)) \approx \Delta s \frac{dI(C(s))}{ds} = \Delta s \frac{dI(C)}{dC} \cdot \frac{dC(s)}{ds} = s \frac{d^2 H(s)}{ds^2} \Delta s = sV(s) \Delta s$$

因此，只要在微分式 $\frac{dC(s)}{ds} = s$ 中替代 $C = \mu(s)$ ，並將 $V(s)$

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

五、發明說明 (44)

$= \frac{d^2 \mu(s)}{ds^2}$ 定義為移動後分配之變異數，則我們可得到 Δs

與 ΔI 間之關係式如下：

$$\Delta s = \frac{\Delta I}{s V(s)} \quad (\text{方程式 30})$$

適應性 VP 路徑容量配置演算法

只要平均訊息量比率函數的瞬時斜率 s_i^t 不是零，即可使用方程式 29 估計更大數值的平均訊息量比率函數遞增量 ΔI_k^t 。因為平均訊息量比率函數在 C 上是凸的，且 C 隨著 s 的增加而單調地增加，所以此種計算技術將低估 ΔI_k^t 。因此，如果重複執行此程序，則該程序將穩定地收斂。

採用平均訊息量比率函數作為阻塞量測的另一 VP 路徑容量配置演算法實施例係示於圖 13。與圖 12 所示基本 VP 路徑容量配置演算法使用的嘗試錯誤技術不同，此種路徑容量配置演算法使用一種有些像 Newton-Raphson 技術的適應性搜尋技術。

如同圖 12 所示的基本 VP 路徑容量配置演算法，圖 13 所示的適應性 VP 路徑容量配置演算法亦以一系列起始步驟 (1302 - 1304) 開始。於步驟 (1302) 中，待配置路徑容量的各 VP 被集中在一 VP 路徑容量配置集合。在步驟 (1303) 中規定網路中每一實體鏈路之傳輸容量限制。如同圖 12 所示的基本平均訊息量 VP 路徑容量配置演算法在步驟 (1204) 所執行的，亦可選擇性地在此階段中規定平均訊息量比率函

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

五、發明說明 (45)

數之上限 I_{MAX} 。如上文所述，只有在實際上可能有具有截去右尾的所提供訊息流量分配時，才規定 I_{MAX} 。

請注意，可視實施上的考慮而以任何順序執行起始步驟(1302)及(1303)。如上文所述，只有在所提供訊息流量分配具有截去右尾的可能機率時，才在步驟(1204)中規定 I_{MAX} 。如同基本平均訊息量VP路徑容量配置演算法，此起始程序非明示地包含：選擇一所提供之訊息流量模型；以及推導平均訊息量比率函數 I 的對應關係式、所分配容量 C 、及移動參數 s 。上述這些步驟並未示於圖13中。

其他的起始步驟包括：在步驟(1304)中，選擇這組平均訊息量比率函數估計值的小而非零之起始值、及所轉換參數 s 之對應非零值。如上文所述，這些起始估計值相當於較大的起始阻塞值。

如同基本平均訊息量VP路徑容量配置演算法，本VP路徑容量配置演算法如步驟(1305 - 1311)所示反覆地分配容量，直到一個或多個實體鏈路到達完全利用為止。當在步驟(1312)中決定一實體鏈路為一關鍵鏈路時，如步驟(1313 - 1316)所示，自路徑容量配置集合中去掉通過該關鍵鏈路的所有VP，並重新對配置路徑容量問題公式化。

圖13所示適應性VP路徑容量配置演算法之關鍵鏈路識別程序與圖12所示之基本演算法略有不同。利用先前所推導的各關係式時，係在步驟(1305)中針對每一實體鏈路 k 計算各VP之容量分配 $C_{vp_i}^k$ 。在步驟(1306)中對每一實體鏈路累積這些起始容量分配，而得到每一實體鏈路的 C_{total}^k 。在步

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

五、發明說明 (46)

驟(1307)中，將此種總和與步驟(1303)中規定的每一實體鏈路之傳輸容量比較，以便決定每一實體鏈路的未分配容量 ΔC_{phys}^k 。

如果起始分配使得一個或多個實體鏈路上有過載，則將如同基本模型要修改後續的計算步驟，以便利用基於負值的移動參數 s 之公式。

利用方程式29，並對通過每一實體鏈路 k 的所有 VP 計算各負值移動參數的總和，即可在步驟(1308)中針對該實體鏈路計算該反覆程序的第 t 步驟之平均訊息量比率函數估計值遞增量 ΔI_k^t 。請注意，每一實體鏈路所計算出來的遞增量可能會不同。在步驟(1309)中比較各實體鏈路的平均訊息量比率函數估計值遞增量，並選擇最低值 ΔI_{MIN}^t 。然後在步驟(1310)中利用下列更新方程式遞增現有的平均訊息量比率函數估計值 I^t ：

$$I^{t+1}(s_i^{t+1}) = I^t(s_i^t) + \Delta I_{MIN}^t \quad (\text{方程式 31})$$

現在可在步驟(1311)中利用 cumulant 函數的特定提供訊息流量模型之函數式 $\mu(s)$ 修改移動參數估計值 s 。在步驟(1311)中利用下列關係式更新該 s 值：

$$s_i^{t+1} = s_i^t + \Delta s_i \quad (\text{方程式 32})$$

其中當 s_i 較小時，可利用方程式30來計算變換參數 Δs_i 的

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

五、發明說明(47)

改變。

重複反覆步驟(1305 - 1311)，直到至少一個剩餘實體鏈路的未分配容量減少到低於預設誤差或終止條件為止。當在步驟(1312)中決定此種條件時，已找出一個或多個實體鏈路為關鍵鏈路。

在偵測到一個關鍵鏈路之後，本適應性VP路徑容量配置演算法的作業與基本演算法相同，且本計算程序進入步驟(1313)。如果並未發現任一實體鏈路為關鍵鏈路，則重複執行步驟(1305 - 1311)或其等效步驟，直到發現一關鍵鏈路為止。在所提供的訊息流量模型具有一截去右尾的少見狀況中，此反覆程序有時可能無法任何其他的關鍵鏈路。在此種情況中，當平均訊息量比率函數到達一預設最大值 I_{MAX} 時，本計算程序即自動終止。

每當在步驟(1312)中識別一個或多個實體鏈路為關鍵鏈路時，本VP路徑容量配置演算法即進入步驟(1313)產生輸出，詳細列出通過一關鍵鏈路的每一VP上目前已分配之容量。在步驟(1314)中自路徑容量配置集合中去掉那些通過一關鍵鏈路的VP。如果在步驟(1315)中並無任何VP等待路徑容量配置，則本路徑容量配置演算法終止於步驟(1317)。

如果仍有一個或多個VP等待路徑容量配置，則在步驟(1316)中重新界定路徑容量配置集合，以便只包含此類VP。因為已自路徑容量配置集合中去掉通過關鍵鏈路的各VP，且因為這些去掉的VP分配到部分的實體鏈路容量，所以

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

五、發明說明(48)

路徑容量配置工作簡化成對仍留在路徑容量配置集合的各VP分配尚未分配的實體鏈路容量。在步驟(1316)中，將各實體鏈路的可用容量減掉分配給對應於上次在步驟(1312)中發現的各關鍵鏈路的已去掉VP之容量，即可完成上述目標。在步驟(1316)中重新將問題公式化之後，本適應性VP路徑容量配置演算法回到步驟(1305)，且如上文所述，對仍留在路徑容量配置集合的所有VP執行容量分配。

參照圖14及15，即可對本適應性VP路徑容量配置演算法之作業有直覺式的了解。圖14示出：縱使不同的VP通過一個共同的實體鏈路，但這些VP的特徵在於可能有不同的平均訊息量容量曲線。如圖14所示，不同VP的平均訊息量容量曲線在不同的所分配容量值上有其最小值。此種結果係由於所示這些不同VP上的所提供訊息流量是不同的。因此，每一VP在不同的所分配容量值上有其最小無平均訊息量。

針對通過相同實體鏈路的兩個虛擬路徑 VP_1 及 VP_2 的情形，在圖15中示出本適應性 VP_1 路徑容量配置演算法之容量分配程序。此程序開始時係選擇平均訊息量比率函數 I_k^t 的一組小而非零之起始值。已分配給 VP_1 及 VP_2 的對應容量分別是 C_1 及 C_2 。然後在 VP_1 及 VP_2 平均訊息量容量曲線的座標 (C_1^t, I_k^t) 及 (C_2^t, I_k^t) 上分別畫出切線。圖15中之代號 s_1^t 及 s_2^t 指示這些切線，而且這些切線對應於這些虛擬路徑的移動參數之現有反覆式估計值。

第 t 次反覆開始時的未分配容量 ΔC_k^t 等於總容量 $\bar{C}_{phys}^k$ 與已

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

五、發明說明 (49)

分配容量 C_1^t 及 C_2^t 總和間之差異。此外，在已知斜率 s_1^t 及 s_2^t 時，可利用方程式 29 計算平均訊息量比率函數估計值之遞增量 ΔI_k^t 如下：

$$\Delta I_k^t = \frac{\bar{C}_{phys}^k - (C_1^t + C_2^t)}{\frac{1}{s_1^t} + \frac{1}{s_2^t}} \quad (\text{方程式 32A})$$

當 ΔC_i 較小時，可利用方程式 27 直接自 ΔI_k^t 及 ΔS_i^t 計算 $\Delta C_i^t (= C_i^{t+1} - C_i^t)$ 。在其他的情形中，係使用一特定模型之函數式計算無平均訊息量比率函數估計值之特定鏈路遞增量 ΔI_k^t 。

然後識別第 k 個實體鏈路的遞增量 ΔI_k^t 之最小值 ΔI_{MIN}^t ，並利用該最小值遞增平均訊息量比率函數估計值。當然，所有實體鏈路的平均訊息量比率函數係遞增相同量。VP₁ 及 VP₂ 的對應遞增容量分配是 ΔC_1^t 及 ΔC_2^t 。

然後將平均訊息量比率函數估計值 I_k^t 遞增此 ΔI_{MIN}^t 值，而得到 I_k^{t+1} 。請注意，我們並不為每一實體鏈路計算一個不同的 I_k^{t+1} ，而且使用 ΔI_{MIN}^t 作為平均訊息量比率函數先前估計值之共同遞增量。平均訊息量比率函數之反關係式被用來決定待分配給虛擬路徑 VP₁ 及 VP₂ 的容量 C_1^{t+1} 及 C_2^{t+1} ，且同時決定新的斜率 s_1^{t+1} 及 s_2^{t+1} 。然後重複此反覆步驟，以便得到平均訊息量比率函數估計值的次一遞增量 ΔI_k^{t+1} 。

此計算步驟是穩定的，因為 ΔI_k^t 被低估了。這是因為如

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

五、發明說明⁽⁵⁰⁾

圖15所示的已分配容量之遞增量 ΔC_1^t 及 ΔC_2^t 分別小於在每一反覆步驟中計算 ΔI_k^t 所用的數值 ΔC_1^* 及 ΔC_2^* 。

利用平均訊息量比率函數推導其他的操作參數

在某些環境中，網路操作員可能希望規定諸如已分配資源阻塞等不同於平均訊息量量測之網路參數。在呼叫層級時間標度上，對卜瓦松分配提供訊息流量的阻塞性能規格之最常用量測是依據歐蘭阻塞公式的時間擁擠量測。

歐蘭阻塞公式 $E(\rho, C)$ 將阻塞的特徵表示為具有兩個參數的函數，這兩個參數是負載 ρ 、及所分配容量 C 。因為已發現依據平均訊息量量測的路徑容量配置技術遠快於其他的路徑容量配置方法，所以計算時間擁擠量測最終值的最有效率方式就是利用平均訊息量量測得到所分配容量之最佳值，然後利用這些容量的最佳值及訊息流量負載的已知值計算出歐蘭阻塞值。

可將同樣方式用於諸如多等級(亦即非均勻)卜瓦松分配訊息流量的時間擁擠阻塞量測等其他的阻塞量測。如果為了配置路徑容量而使用其他的阻塞量測將得到複雜且無效率的路徑容量配置演算法，則可使用以平均訊息量比率函數作為阻塞量測之基本VP路徑容量配置演算法或適應性VP路徑容量配置演算法替代之。

利用平均訊息量比率函數之比較性結果

若考慮下列實例，將可更易於了解上文所述的技術。圖16示出一個具有六個節點(1601 - 1606)之例示實體網路。如圖16所示，節點(1601)係經分別由鏈路(1611)及(1616)

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

五、發明說明 (51)

而連接到節點(1602)及(1606)，而節點(1604)係分別經由鏈路(1613)及(1614)而連接到節點(1603)及(1606)。節點(1602)及(1605)又經由鏈路(1612)、(1615)、(1617)、及(1618)而連接到節點(1603)及(1606)。假設該實體網路的這些鏈路可載送雙向訊息。然而，假設此實體網路上界定的各虛擬路徑是單向的。

下文所述之表3界定此例示六個節點的實體網路上十個不同的虛擬路徑 VP_1 到 VP_{10} 。因此，諸如虛擬路徑 VP_3 係自節點(1602)經由節點(1603)到節點(1605)。這些虛擬路徑的连接拓撲係示於圖17。圖17中節點(1701 - 1706)相當於圖16中之節點(1601 - 1606)。所示之虛擬路徑 VP_3 係自節點(1702)經由節點(1703)到節點(1705)。在所考慮的例子中，假設圖16所示八個實體鏈路(1611 - 1618)的每一實體鏈路之傳輸容量為50單位的傳輸容量。可任意選擇每一實體鏈路的單位傳輸容量，例如每秒20個百萬位元。

表 3

VP_1	VP_2	VP_3	VP_4	VP_5	VP_6	VP_7	VP_8	VP_9	VP_{10}
1-2-3-4	1-6-5-4	2-3-5	2-6-5	6-2-3	6-5-3	2-3-4	6-5-4	1-2-3	1-6-5

首先考慮所提供訊息流量均勻時之情形。表4之首列示出十個虛擬路徑($VP_1 - VP_{10}$)之訊息流量需求。如此所表示，這代表訊息流量需求在各個實體鏈路之間分配均勻的情形，因為在不同虛擬路徑間之訊息流量需求變化較小且

五、發明說明 (52)

較連續，而不是雙模態或多模態的情形。由三種不同演算法所得到的路徑容量配置結果係列於表5。

表 4

	VP ₁	VP ₂	VP ₃	VP ₄	VP ₅	VP ₆	VP ₇	VP ₈	VP ₉	VP ₁₀
訊息流量需求	4	6	3	1	6	4	3	6	5	2
虛擬路徑容量										
演算法I	9.89	13.64	7.99	5.10	12.86	10.44	7.99	13.64	11.24	7.16
演算法II	9.75	13.53	8.19	5.29	12.64	10.50	8.19	13.53	11.18	7.11
演算法III	9.72	13.83	8.07	4.79	12.82	10.59	8.07	13.83	11.30	6.96
歐蘭阻塞機率(%)										
演算法I	0.623	0.330	0.863	0.443	0.607	0.388	0.863	0.330	0.715	0.350
演算法II	0.743	0.366	0.743	0.366	0.743	0.366	0.743	0.366	0.743	0.366
演算法III	0.768	0.275	0.818	0.890	0.635	0.338	0.818	0.275	0.689	0.439

表 5

鏈路	C ₁₋₂	C ₂₋₆	C ₁₋₆	C ₂₋₃	C ₆₋₅	C ₃₋₅	C ₃₋₄	C ₅₋₄
鏈路容量	50	50	50	50	50	50	50	50
鏈路利用率(%)								
演算法I	42.28	35.92	41.60	100	100	36.96	35.78	54.56
演算法II	41.86	35.88	41.28	100	100	37.40	35.88	54.14
演算法III	42.04	35.22	41.58	100	100	37.31	35.58	55.32

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

五、發明說明 (53)

演算法I是一凸函數規劃型演算法，其目標在於使利用歐蘭阻塞公式計算出的總載送訊息流量最大。此演算法的類型是由 A. Farago、S. Blaabjerg、W. Holender、T. Henk、及 S. Malomsoky 所著的會議論文"最佳虛擬路徑之頻寬管理"中述及之類型，該論文係於1994年5月送交ISS'95，本發明特此引用以供參照。演算法II是一採用前文所述歐蘭阻塞量測類型的推下式演算法。演算法III是一亦於前文中述及的平均訊息量VP路徑容量配置演算法。

為了使這三種演算法的結果可以比較，所有三種演算法的頻寬需求參數 p 被設定成具有單位值。此外，亦假設訊息流量需求 ρ 值低於各鏈路之實際容量。

表4亦示出在利用演算法III所計算出的所分配各容量下這三種演算法採用歐蘭阻塞公式所得到的阻塞機率。比較演算法II與III之路徑容量配置結果後，我們可看出：使用演算法II(採用歐蘭阻塞量測之推下式演算法)之路徑容量配置結果接近使用演算法III(採用平均訊息量比率函數之適應性路徑容量配置演算法)所得到的路徑容量配置結果。因此，配置路徑容量問題對阻塞量測的選擇顯然並不敏感。

表5示出各虛擬路徑的鏈路利用率之對應結果。由表5可看出，對應於實體鏈路(1612)及(1615)的 C_{2-3} 及 C_{6-5} 鏈路是關鍵鏈路，因為這些實體鏈路是利用率是100%。

表6示出兩種具有特徵且可比較三種演算法的整體性效能

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

五、發明說明 (54)

參數：最大VP阻塞機率、及總載送訊息流量。

表 6

比較	演算法I	演算法II	演算法III
最大VP阻塞機率	0.8639	0.7437	0.8901
總載送訊息流量	39.7843	39.7748	39.7834

亦針對各虛擬路徑間之訊息流量需求相當發散的之訊息流量模式。調查同樣三種演算法之效能。表7中示出對不均勻訊息流量需求可造成低阻塞的所分配VP容量之比較表。如表7的首例所示，虛擬路徑VP₁上所提供之訊息流量與虛擬路徑VP₂到VP₁₀上所提供之訊息流量大有不同。

表 7

	VP ₁	VP ₂	VP ₃	VP ₄	VP ₅	VP ₆	VP ₇	VP ₈	VP ₉	VP ₁₀
訊息流量需求	12	1	1	1	2	2	1	2	1	2
虛擬路徑容量										
演算法I	23.80	5.73	5.73	5.73	8.00	8.00	5.73	8.00	5.73	8.00
演算法II	23.89	8.47	5.98	8.47	8.15	10.99	5.98	10.99	5.98	10.99
演算法III	24.81	8.21	5.69	8.21	8.09	11.19	5.69	11.19	5.69	11.19

以前文所述同樣三種演算法對10個虛擬路徑上鏈路利用率的對應比較結果示於表8。我們可看出，當使用演算法II

五、發明說明⁽⁵⁵⁾

及III來配置網路的路徑容量時，實體鏈路(1612)及(1618)是關鍵鏈路。這三種演算法的整體性效能評估參數之比較係示於表9。表7、8、及9列出的結果示出不均勻訊息流量需求造成低阻塞之情形。

表 8

鏈路	C ₁₋₂	C ₂₋₆	C ₁₋₆	C ₂₋₃	C ₆₋₅	C ₃₋₅	C ₃₋₄	C ₅₋₄
鏈路容量	50	50	50	50	50	50	50	50
鏈路利用率(%)								
演算法I	59.1	27.5	27.5	98	71	27.5	59.1	27.5
演算法II	59.8	33.3	38.9	100	100	34.0	59.8	38.9
演算法III	61.0	32.6	38.8	100	100	33.8	61.0	38.8

表 9

比較	演算法I	演算法II	演算法III
總載送訊息流量(Σ DEMAND=25)	24.971	24.985	24.986

相反地，表10、11、及12示出不均勻提供訊息流量造成高阻塞之情形。表10示出分配給首列所示訊息流量需求之容量。表11示出10個虛擬路徑的對應鏈路利用率結果。表12利用總載送訊息流量作為整體性效能評估參數而總結三種演算法的比較分析。

五、發明說明 (56)

表 10

	VP ₁	VP ₂	VP ₃	VP ₄	VP ₅	VP ₆	VP ₇	VP ₈	VP ₉	VP ₁₀
訊息流量需求	16	2	3	20	19	2	4	2	1	2
虛擬路徑容量										
演算法I	18.00	5.25	3.99	28.97	21.02	5.25	4.99	5.25	1.99	5.25
演算法II	16.98	5.65	4.75	27.37	19.71	5.65	5.73	5.65	2.82	5.65
演算法III	18.11	5.09	3.94	28.69	21.30	5.09	5.08	5.09	1.56	5.09

表 11

鏈路	C ₁₋₂	C ₂₋₆	C ₁₋₆	C ₂₋₃	C ₆₋₅	C ₃₋₅	C ₃₋₄	C ₅₋₄
鏈路容量	50	50	50	50	50	50	50	50
鏈路利用率(%)								
演算法I	40.0	100	21.0	100	100	18.5	46.0	21.0
演算法II	39.6	94.2	22.6	100	100	20.8	45.4	22.6
演算法III	39.4	100	20.4	100	98.1	18.1	46.4	20.4

表 12

比較	演算法I	演算法II	演算法III
總載送訊息流量(Σ DEMAND=71)	64.8137	64.2233	64.6251

由表6、9、及12可看出，以整體性效能而論，這三種演算法得到相當類似的結果。

五、發明說明(57)

虛擬網路的路徑容量配置

可將VP路徑容量配置問題一般化成一虛擬網路之路徑容量配置問題，因為虛擬路徑是虛擬網路之特殊情形。以實用的觀點而論，此種一般化是相當重要的，因為有許多虛擬網路觀念的應用。例如，可在不同的虛擬網路上提供不同的服務。某些用戶可能需要可提供保證服務品質(QoS)參數之專用虛擬網路。其他的用戶可能要求可提供某種水準的傳輸資源及安全性之虛擬網路，因而必須使這些虛擬網路獨立於其他的虛擬網路。為了提供這些服務，我們必須解決虛擬網路(VN)的路徑容量配置問題。

虛擬網路觀念亦可適用於某一電訊營運業者轉售自另一業者購得的傳輸容量之情形。第一個業者可能想要以使收益最大或維持服務品質標準之方式，將所購得的傳輸容量分配給其客戶。為了達到上述目標，第一業者將需要配置其租用虛擬網路之路徑容量。而一轉售業者的客戶可能又是更低層級的轉售業者。因此，例如一利用長期契約購買大量傳輸容量的大型組織可能希望依據組織中各部門的訊息流量需求變化而將傳輸容量重新分配到各部門。此種重新分配就是一VN路徑容量配置問題。

應用虛擬網路觀念的另一簡單例子與經由一ATM網路傳送網際網路通訊協定(Internet Protocol；簡稱IP)封包有關。執行上述工作的一種方式即是分配ATM網路上的一組VP，以便完成封包的連接導向傳送。然而，亦可視為：分配一虛擬網路，而非只分配一組虛擬路徑，即可在此虛擬

五、發明說明(58)

網路中經由不同的路徑繞送不同的封包。此種較少連接的傳輸模式將可提供比連接導向技術所能獲得的更多之多工化增益。

VN路徑容量配置問題之抽象模型

可將整個路徑容量配置問題之描述分解成一種多層表示法，此種表示法可用一種獨立於其他各層描述的形式在每一層上描述路徑容量配置問題。

在本發明的一實施例中，使用一種三層模型來解決虛擬網路(virtual network；簡稱VN)之路徑容量配置問題。此種三層模型係示於圖18。此三層模型的最低層是實體層，在該實體層上已規定實體網路拓撲及實體鏈路資源。通常這些規定構成了VN路徑容量配置問題的限制條件。然而，本發明所詳述的解決技術並不限於實體網路不變的情形，而是亦可適用於解決網路計畫問題。在本文的用法中，網路計畫問題係有關在已知一所提供訊息流量模式下在一網路的各實體鏈路上找出最佳的容量分配。

圖18所示的三層模型之中間層是虛擬網路層，在該虛擬網路層上描述一個或多個虛擬網路及虛擬鏈路之拓撲。每一虛擬網路係由一個或多個虛擬鏈路所構成。請注意，虛擬網路層上的每一虛擬鏈路代表實體層上的一組一個或多個實體鏈路。在本發明已解決的模型問題中，假設各虛擬網路是不同的。

圖18所示三層模型之頂層是虛擬路徑層。在虛擬路徑層上所界定之各虛擬路徑以抽象方式描述在下層各虛擬網路

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

五、發明說明 (59)

上的訊息流動。請注意，在頂層上對應於下層不同的虛擬網路之各虛擬路徑在例示模型中並未重疊。然而，可將此模型延伸以涵蓋不同的虛擬網路共同下層資源的情形，或涵蓋對應於不同虛擬網路的各虛擬路徑被整合成載用整合訊息流量的虛擬幹線之情形。

將三層VN路徑容量配置問題一般化成N層

請注意，可將三層抽象模型無限制地一般化成一N層抽象模型，此處的N是一正整數。在此種N層的情形中，本發明所述之技術可在N-2層的資源限制下配置N-1層各鏈路之容量。

爲了了解將VN路徑容量配置問題自三層一般化成N層，現在將考慮一種某一業者維護一ATM網路之模型情形。可將此ATM網路視爲一多層階層之底層(即"基礎設施")。並假設此ATM網路的拓撲及實際資源是固定的，因而構成整個路徑容量配置問題的限制條件。

我們可以遞迴風是在ATM網路層之上構建一個或多個"夾層"("sandwich" layers)。可將本文中所用的"夾層"定義成若干相鄰層之整合層。可將每一夾層視爲一個與本模型相同而用來解決VN路徑容量配置問題的三層式結構。可以遞迴方式將夾層下的層視爲以遞迴方式公式化的VN路徑容量配置問題之有限實體基礎設施。可利用一具有單一夾層結構之例子說明此種觀念。

假設係在ATM網路層之上界定複數個專線(這些專線等效於虛擬路徑或邏輯鏈路)。現在可將這些專線視爲構建

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

五、發明說明(60)

一個在夾層存在的持續時間中不變的新夾層實體基礎設施。然後可將這些邏輯鏈路(logical link；簡稱LL)視為構建在LL層之上的虛擬網路(VN)層之有限資源。此VN層與LL層不同，且又是可變的，亦即在夾層結構的持續時間中可接受各種重新配置。

隨時變化的用戶需求可能需要此種重新配置。例如，一家具有分佈在各地的若干部門之大型公司之電訊需求可能因某些部門的成長或其他部門的縮編而隨時發生變化。係在每一夾層的頂層上界定傳輸服務。網路營運業者負有重新配置各關係式之責任。此種夾層模型的各虛擬網路可代表諸如相互連接的諸區域網路或廣域網路。在每一虛擬網路之上，可以有一層對應於整合訊息流路徑之VP。將於本申請案後文討論基本三層式VN路徑容量配置問題的章節中定義這些對映的VP。

請注意，分析路徑容量配置問題時邏輯鏈路層並不是必要的。仍然包含該層的主要理由是使夾層結構與ATM網路層隔離。在此種方式下，夾層營運業者無須關照ATM營運業者即可執行虛擬網路的重新配置。此種方式簡化了ATM網路層的管理，因為各邏輯鏈路的持續時間將相當於夾層結構的持續時間。

VN路徑容量配置問題

可將本發明所解決的虛擬網路(VN)路徑容量配置問題表達如下：我們以一實體網路開始，該實體網路具有一以成分實體鏈路(physical link；簡稱PL)及規定實體鏈路容量

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

水

五、發明說明(61)

表示的規定拓撲。在此實體網路上界定若干共用實際資源之不同虛擬網路。係以每一虛擬網路的成分虛擬鏈路規定該虛擬網路之拓撲結構。VN拓撲係與PN拓撲有關，而VP拓撲係與對應的各VN有關。最後，亦已知各虛擬路徑上所提供之訊息流量。VN路徑容量配置問題之目標即是在不違反拓撲或資源限制下將傳輸容量分配給各VL及VP。

區隔架構

一般而言，路徑容量配置之目的在於將實體基礎設施分割成若干區隔，且分割之方式為不同的區隔之間並無互動(亦即多工化)，且每一區隔內有某些互動(亦即多工化)。在一整合訊息流需要比其每一成分訊息流所需容量的總和小的傳輸容量時，多工化增益有所助益。

在本發明所考慮的模型VN路徑容量配置問題中，假設已完成不同的虛擬網路間之資源區隔。因此，縱使兩個或更多個虛擬網路共用相同的實際資源，但是本路徑容量配置模型並不處理屬於不同虛擬網路的訊息流多工化。只容許在單一虛擬網路內讓多個訊息流共同可用的實際資源。

至少有三種虛擬網路路徑容量配置問題的區隔架構符合上述模型的多工化規則：

- a. 虛擬路徑(VP)區隔架構，其中每一虛擬網路上的每一虛擬路徑自其他的虛擬路徑中區隔出來，使任何兩個不同的虛擬路徑之間沒有多工化。
- b. 虛擬鏈路(VL)區隔架構，其中每一虛擬網路上的每一虛擬鏈路自其他的虛擬鏈路中區隔出來，使不同的虛

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

五、發明說明(62)

擬鏈路之間沒有多工化，且容許通過同一虛擬鏈路的不同VP共用下層的資源。

- c. 實體鏈路(PL)區隔架構，其中每一虛擬網路自其他的虛擬網路中區隔出來。此處，不同的虛擬網路之間沒有多工化，且容許單一虛擬網路內的虛擬鏈路共用下層的資源。

以網路管理的觀點而論，VP區隔架構是最不複雜的。然而，此種架構將使可用實際資源之利用率低於其他兩種區隔架構。相反地，PL區隔架構在運算上是最複雜的，但是提供了三種區隔架構中最高的可用實際資源利用率。下文中將詳述這三種區隔架構。

首先考慮採用VP區隔架構的VN路徑容量配置問題。然後在不容許各虛擬鏈路共用實際資源時，考慮VN路徑容量配置問題。此種方式相當於使用上文中界定的VL區隔架構。最後，在容許不同的虛擬鏈路共用實際資源的情形中，考慮VN路徑容量配置問題。此種方式相當於使用上文中界定的PL區隔架構。如下文所示，可將VN路徑容量配置問題簡化為一適用於全部三種區隔架構的等效VP路徑容量配置問題。

可利用前文中詳述的任何一種解決技術解此等效的VP路徑容量配置問題，而得到各虛擬鏈路的資源分配。利用一平均訊息量VP路徑容量配置演算法配置一組採用PL區隔架構的虛擬網路之路徑容量，而舉例說明本發明之系統及方法。將平均訊息量路徑容量配置演算法之效能與其他兩

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

錄

五、發明說明(63)

種習知的演算法比較，即可評估前者的精確性及速度。

VN路徑容量配置觀念

爲了以均一且有效率之方式處理VN路徑容量配置問題的分層描述，我們首先需要定義模型及一些記法。可利用一特定VN結構矩陣描述一虛擬網路的各虛擬鏈路與各對應的實體鏈路間之成員關係。此結構矩陣在觀念上類似於先前在解VP路徑容量配置問題所定義的路由矩陣。我們還記得：路由矩陣描述一基礎網路之上所界定的各虛擬路徑與該基礎網路的各鏈路間之成員關係。

可將按照階層分解的VN路徑容量配置問題簡化爲將於下文中說明的VP路徑容量配置問題。此種簡化程序類似於編譯程序。可將虛擬網路結構及此結構上界定的訊息流量需求視爲一高階規格。可將VP路徑容量配置問題視爲一低階規格。本發明程序之系統及方法將一高階規格"編譯"成一低階規格。下文中將此種簡化後之VP結構稱爲編譯後結構，而強調此種類似性。請注意，可配合任何一種VP路徑容量配置演算法使用此編譯程序。

虛擬網路(VN)結構矩陣描述構成一虛擬網路的各虛擬鏈路之拓撲結構。因爲每一虛擬網路是一組虛擬鏈路，且因爲任何虛擬網路中之各虛擬鏈路是下層實體網路上所界定各實體鏈路之抽象概念，所以VN結構矩陣描述實體網路上的一組路徑。

VN結構矩陣包含若干零及一，且描述一組成員關係。結構矩陣之列數與實體鏈路之數目相同，行數則與虛擬鏈路

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

五、發明說明 (64)

數目相同。VN結構矩陣的每一行界定一個此類成員關係，且代表單一虛擬鏈路。將此成員關係表示所有實體鏈路的全部集合之一子集。因此，行向量 i 的 p 列中之一值表示該虛擬鏈路 VL_i 通過實體鏈路 PL_p ，而零值表示該 VL_i 並未通過實體鏈路 PL_p 。

構成對應子集的各實體鏈路元素以數學方式界定每一虛擬鏈路。此子集是虛擬鏈路的數學記法。每一虛擬網路有其自己的結構矩陣，用以描述屬於該虛擬網路的所有虛擬鏈路。請注意，此種矩陣表示法可讓每一虛擬鏈路成為任何實體鏈路集合體(例如子網路)之抽象概念。一虛擬路徑只是一種特殊類型的子網路。因此，VP路徑容量配置問題只是VN路徑容量配置問題的一種特殊情形。

界定虛擬網路層及實體網路層的鏈路容量向量，即可得到各虛擬鏈路的容量與分配給各實體鏈路的對應容量間之定量關係。若以矩陣記法表示，則該關係式的形式如下：

$$S^k C^k = C_{phys}^k \quad (\text{方程式 33})$$

此處的 S^k 是虛擬網路 k 的結構矩陣， C^k 是界定虛擬網路 k 的各虛擬鏈路容量之虛擬容量向量， C_{phys}^k 是分配給虛擬網路 k 的各虛擬鏈路的實際容量之對應向量。

分配給所有虛擬網路的累積實際容量不得超過實體網路的可用容量。可將上述限制條件表示為下列限制關係式：

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

五、發明說明 (65)

$$\sum_{k=1}^K (S^k \cdot C^k) \leq \bar{C}_{phys} \quad (\text{方程式 34})$$

此處的 C_{phys} 是一描述可用實際容量之向量，且是對所有 k 個虛擬網路執行此加總。因為這是一向量不等式，所以每一向量的對應成分元素必須個別滿足該不等式。

採用 VP 區隔架構之 VN 路徑容量配置問題

在使用 VP 區隔架構時，VN 路徑容量配置問題變成：決定各虛擬路徑及虛擬鏈路之容量分配，以便在不違反實際容量限制下將實際網路資源作最大的利用。

VN 路徑容量配置問題的 VP 區隔架構之結構與標準 VP 路徑容量配置問題之結構相同。因為事先並不知道每一虛擬網路上的虛擬鏈路容量，所以必須將 VN 層上指定的一 VP 路徑容量配置問題對映到實體網路層上指定的一轉換後 VP 路徑容量配置問題。

利用一使每一虛擬網路之結構與下層實體網路之結構相關聯之結構矩陣 S^k 、及以一虛擬鏈路描述每一虛擬網路上的各 VP 之路由矩陣 χ^k ，即可完成上述之對映作業。請注意，可將各虛擬鏈路視為實體網路上的諸路徑，正如同將各虛擬路徑視為虛擬網路上的各路徑。可將此種遞迴式定義延伸到 N 層網路的路徑容量配置模型。

因為路由矩陣 χ^k 將各虛擬路徑對映到諸虛擬鏈路，且 VN 結構矩陣 S^k 將各虛擬鏈路對映到諸實體鏈路，所以這兩個矩陣 S^k 及 χ^k 顯然有某種重疊關係，而可直接以各實

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

水

五、發明說明 (66)

體鏈路定義諸虛擬路徑。所需之重疊關係是這兩個矩陣的布爾乘積(Bool product)，表示如下：

$$\Gamma^k = S^k \otimes \chi^k \quad (\text{方程式 35})$$

若已知兩個有匹配行列數而得以進行正常矩陣乘法之矩陣M及N，且這兩個矩陣的所有元素都是零或一，則以 $M \otimes N$ 表示這兩個矩陣的布耳乘積，並將該布耳乘積定義為矩陣M及N的重新換算後之正成矩陣乘積，其中係將結果矩陣中之每一非零元素重新換算成一。

合併後的結構矩陣 Γ^k 亦稱為疊合結構矩陣(collapsed structure matrix)，可將此結合後的結構矩陣視為指定將每一虛擬網路上的固定路由投影到實體層。利用此種程序，可將VN層上一特定虛擬網路之VP路徑容量配置問題對映到實體網路層上之一轉換後VP路徑容量配置問題。

因為虛擬網路層上的所有虛擬網路競爭同一實體網路上所分配的資源，所以必須將所有疊合結構矩陣 Γ^k 集中到一個結構矩陣：

$$\Gamma_{phys} = \text{concat}_{k=1, K}(\Gamma^k) \quad (\text{方程式 36})$$

該序連運算表示： Γ_{phys} 是所有疊合結構矩陣 Γ^k 的一個集合體。可將此矩陣稱為編譯後結構矩陣。實體上，各矩陣的序連產生一個包含序連後矩陣的所有行之新矩陣。雖然

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

五、發明說明 (67)

此序連的順序對路徑容量配置程序並不重要，但是為計算精確度而保存有關序連順序的資料仍是重要的。

可將上文對編譯後結構矩陣 Γ_{phys} 之定義視為：描述在實體網路層上界定的這組所有的對映路徑，而每一疊合結構矩陣 Γ^k 只描述此種對映路徑的一個子集。編譯後VN路徑容量配置問題之各對映路徑類似於基本VP路徑容量配置問題的各虛擬路徑。必須集中這些對映路徑的所有子集，以便得到所有對映路徑的全部集合，正如編譯後結構矩陣 Γ_{phys} 中所得者。

因為已經定義了 Γ_{phys} ，所以現在可應用任何VP路徑容量配置演算法來配置整合後各VP之路徑容量，並決定分配給 Γ_{phys} 所定義的每一VP之容量。利用路由矩陣 χ^k ，可計算k個虛擬網路的每一虛擬網路上分配的對應虛擬鏈路容量 C^k 如下式：

$$C^k = \chi^k \cdot V^k \quad (\text{方程式 37})$$

此處的 V^k 表示分配給虛擬網路k上界定的各路徑之容量向量。方程式37描述VN路徑容量配置演算法之輸出。

編譯程序

一個三層模型係示於圖18，其中係在一實體網路之上界定一虛擬網路，並在該虛擬網路之上界定若干虛擬路徑。在方程式1及相關文字說明中定義了使VN層與VP層相關聯之路由矩陣。對一具有三條鏈路 L_1 、 L_2 、及 L_3 的VN層

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

錄

五、發明說明⁽⁶⁸⁾

而言，VN結構矩陣具有下列形式：

$$S = \begin{bmatrix} 1 & 0 & 0 \\ 1 & 1 & 0 \\ 0 & 1 & 1 \\ 0 & 0 & 1 \end{bmatrix} \quad (\text{方程式 38})$$

舉圖18所示之例子而言，直接以實體網路界定各虛擬路徑的編譯後結構矩陣 Γ 以及使各虛擬鏈路與各實體鏈路相關聯的疊合結構矩陣是相同的，因為在本例中只有一個VN。

$$\begin{bmatrix} 1 & 0 & 0 \\ 1 & 1 & 0 \\ 0 & 1 & 1 \\ 0 & 0 & 1 \end{bmatrix} \otimes \begin{bmatrix} 1 & 0 \\ 1 & 1 \\ 0 & 1 \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} 1 & 0 \\ 1 & 1 \\ 1 & 1 \\ 0 & 1 \end{bmatrix} = \Gamma. \quad (\text{方程式 39})$$

可將方程式39視為表示：虛擬網路層包含三個虛擬鏈路 L_1 、 L_2 、及 L_3 ，每一虛擬鏈路是兩個實體鏈路之集合體。如果虛擬鏈路 VL_j 通過實體鏈路 p ，則可用VN結構矩陣 S 中 p 列及 j 行的一個一表示此種情形。每一虛擬路徑 VP_1 及 VP_2 是四條實體鏈路中三條實體鏈路之集合體。如果虛擬路徑 VP_i 通過實體鏈路 P_p ，則以編譯後結構矩陣 Γ 中 p 列及 i 行的一個一表示此種情形。

VP區隔架構的編譯程序概述於圖19。首先在步驟(1902)中選擇一個N層VN路徑容量配置問題的最上面三層，而界

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

五、發明說明(69)

定一個三層式階層結構。最低層對應地描述實體網路拓撲及限制，中間層描述待配置路徑容量的虛擬網路，頂層描述在每一虛擬網路之上界定的各路由結構(亦即各VP)。同時也在步驟(1902)中構建對應的VN結構矩陣及VP路由矩陣。然後在步驟(1903)中將此三層式問題構想疊合成一對應的兩層問題。因為每一虛擬網路起始頂層上的每一路徑(亦即VP)使用實體網路的同一實際容量，所以可推導一對應的疊合路由矩陣，用以描述分配給疊合結構中每一對映路徑之實際資源。

然後在步驟(1904)中將各對映路徑的疊合結構矩陣序連成單一編譯後結構矩陣，該編譯後結構矩陣係以各實體鏈路描述每一對映VP的拓撲。然後在步驟(1905)中可將任何VP路徑容量配置演算法應用於VN路徑容量配置問題的編譯後描述，以便決定待分配給每一疊合VP的傳輸容量。此類VP路徑容量配置演算法的例子包括(但不限於)：圖9所示之推下式演算法、圖12所示之基本平均訊息量VP路徑容量配置演算法、及圖13所示之適應性VP路徑容量配置演算法。最後，於步驟(1906)中利用VP路由矩陣計算待分配給每一虛擬網路的每一虛擬鏈路之容量值。

VL及PL區隔架構概論：

一般而言，不同的虛擬鏈路可以彼此互動，亦即這些虛擬鏈路可共用相同的實際資源。因而容許分配給這些鏈路的訊息流量之多工化。在各虛擬鏈路彼此並未互動的情形中，必須界定每一邏輯鏈路的整合訊息流量。另一方面，

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

水

五、發明說明 (70)

如果容許各虛擬鏈路彼此互動，則必須界定每一實體鏈路之整合訊息流量。在不容許各虛擬鏈路之間有多工化之情形中，一虛擬網路之作業將類似於一租用實體網路。此種網路的管理較為簡單，但此種網路對所分配資源的利用率低於各虛擬鏈路間容許有多工化的網路之利用率。

VL區隔架構

可將無互動的各虛擬鏈路視為實體層之上的各VP。此時的路徑容量配置工作在於決定待分配給每一虛擬鏈路之整合提供訊息流量。利用路由矩陣即可得到此一整合提供訊息流量，因為係在每一虛擬網路之上的各虛擬路徑規定所提供之訊息流量。下一步驟在於得到所有虛擬鏈路的整體集合，並決定該整體集合與所有實體鏈路的集合之關係。此整體集合是每一虛擬網路的各虛擬鏈路之集合體。

請注意，虛擬網路的結構只影響到所提供之整合訊息流量，但與配置虛擬鏈路容量的工作無關。以實體層的觀點而論，每一虛擬鏈路構成一虛擬路徑，因而採用VL區隔架構的VN路徑容量配置問題亦簡化成一VP路徑容量配置問題，因而可使用先前討論過的任何VP路徑容量配置演算法。

可將R個對映路徑上所提供的訊息流量 X_r 集合到一路徑訊息流量向量 X 。同樣地，可將j個虛擬鏈路上所提供的訊息流量 U_j 及河道一鏈路訊息流量向量 U 。可利用路由矩陣 χ 使該路徑訊息流量向量與該鏈路訊息流量向量相關聯如下式：

五、發明說明 (71)

$$U_j = \sum_{r=1}^R (x_{j,r} \cdot x_r) \quad (\text{方程式 40})$$

在向量記法中，方程式 40 變成下式：

$$U = \chi \cdot X \quad (\text{方程式 41})$$

若 d_j 為分配給虛擬鏈路 j 之容量， b_r 為路徑 r 上所分配的對應容量，則以上兩者將遵循下式：

$$d_j = \sum_{r=1}^R (x_{j,r} \cdot b_r) \quad (\text{方程式 42})$$

在向量記法中，方程式 42 變成下式：

$$d = \chi \cdot b \quad (\text{方程式 43})$$

虛擬鏈路容量 d_j 之平均訊息量阻塞量測值 $I_{U_j}(d_j)$ 係以下列方程式表示：

$$I_{U_j}(d_j) = \sup_{q_j} \left(q_j d_j - \ln E(e^{q_j U_j}) \right) \quad (\text{方程式 44})$$

若已知所提供之訊息流量 U_j ，則可計算出虛擬鏈路 j 上的平均訊息量阻塞量測值 $I_{U_j}(d_j)$ ，因此，若已知在實體網路

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

錄

五、發明說明 (72)

上界定為虛擬路徑的一組所有的虛擬鏈路，則亦可將採用VL區隔架構的VN路徑容量配置問題對映到一VP路徑容量配置問題，而解決該VN路徑容量配置問題。

VP及VL區隔架構之比較：

如果我們定義一所分配之鏈路資源向量 d 為對應於所分配之路徑資源向量 b ，則 $d_{VL} < d_{VP}$ ，其中 d_{VP} 表示VP區隔架構的所分配鏈路資源向量，而 d_{VL} 表示VL區隔架構的所分配資源向量。此不等式反映了在每一虛擬鏈路上使所提供之整合訊息流量多工化所得到之增益。

PL區隔架構

然後考慮屬於同一虛擬網路的不同虛擬鏈路可以多工化的情形。現在需要決定每一實體區隔的所提供之對應整合訊息流量，且決定所有區隔的集合的所提供之對應整合訊息流量。使用路由矩陣 χ 及虛擬網路結構矩陣 S 即可執行上述之程序。每一實體區隔的所提供之整合訊息流量係定義為整合虛擬鏈路訊息流量之集合體。利用VN結構矩陣即可得到此額外的整合，因為該VN結構矩陣界定了各虛擬鏈路與對應實體網路間之成員關係。如果向量 z 表示 J 個實體鏈路中每一實體鏈路上所提供之整合訊息流量，且向量 g 表示分配給 J 個實體鏈路中每一實體鏈路之等效容量，則使用前述之記法時可得到下列公式：

$$z_i = \sum_{j=1}^J (s_{i,j} U_j) \quad (\text{方程式 45})$$

五、發明說明 (73)

以對應的向量記法表示時上式變成：

$$Z = S \cdot U = S \cdot \chi \cdot X \quad (\text{方程式 46})$$

此處的複合矩陣 $S \cdot \chi$ 使所提供之 VP 訊息流量向量 X 與所提供之 PL 整合訊息流量相關聯。平均訊息量比率函數之對應公式如下：

$$I_{z_i}(g_i) = \sup_{q_i} (q_i g_i - \ln E(e^{q_i z_i})) \quad (\text{方程式 47})$$

利用在方程式 35 中被定義為 $S^k \otimes \chi^k$ 之疊合結構矩陣 Γ^k ，即可決定用來界定實體區隔之成員矩陣。因此，再度證明可將採用 PL 區隔架構的 VN 路徑容量配置問題簡化成 VP 路徑容量配置問題。

VL 及 PL 區隔架構之比較

現在將以舉例方式比較 VL 及 PL 區隔架構，以便了解這兩種方式間之差異，並顯示多工化整合訊息流量對所得到容量分配的影響。現在將考慮圖 20 及表 13 所示之網路結構：

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

錄

五、發明說明 (74)

表 13

虛擬鏈路	路徑
2-5	2-1-6-5
3-6	3-4-5-6
5-6	5-6
3-5	3-5
2-6	2-6
2-3	2-3

假設將具有如表14所示特性的多等級訊息流量提供給所有的虛擬鏈路。

表 14

有效頻寬(百萬位元/秒)	呼叫到達速率(1/秒)	佔線時間(秒)
1	0.25	30
1	0.01	240
1	0.051	90

每一實體鏈路的容量假設為每秒有150個百萬位元。

PL區隔架構之結果

如果我們使用PL區隔架構，則共有VL路徑容量配置問題的八種實體區隔，這八種實體區隔對應於圖20所示且於下表15中第一行列出的八種實體鏈路(2001 - 2008)。可自各虛擬鏈路上所提供之訊息流量推導每一區隔上所提供之

五、發明說明 (75)

整合訊息流量。例如，提供給實體鏈路 $P_{5.6}$ 上區隔的整合訊息流量是43.47單位。係以下列方式計算此值：表14所列呼叫到達速率向量及佔線時間向量的純量乘積之三倍，亦即 $3 * (0.25 * 30 + 0.01 * 240 + 0.051 * 90)$ 。所提供之整合訊息流量是這兩個向量的純量乘積之三倍，這是因為共有三條通過此區隔的虛擬鏈路。現已利用平均訊息量VP路徑容量配置演算法解決了該採用PL區隔架構之例示VN路徑容量配置問題，並將結果示於下列表15：

表 15

區隔後之實體鏈路	分配給該區隔之容量
2-3	23.0
3-4	32.3
4-5	53.2
5-6	48.7
2-6	37.5
3-5	37.5
6-1	53.2
2-1	53.2

VL區隔架構之結果

如果在VN路徑容量配置問題上使用一VL區隔架構，則提供給每一虛擬鏈路之訊息流量與前文所述者相同，亦即14.49單位 $(0.25 * 30 + 0.01 * 240 + 0.051 * 90)$ 。當將虛擬

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

錄

五、發明說明(76)

鏈路視為區隔時，分配給不同虛擬鏈路的容量列於下列表 16：

表 16

虛擬鏈路	所分配之容量
2-5	16.7
3-6	16.7
2-3	21.4
2-6	69.1
3-5	69.1
6-5	16.7

請注意，虛擬網路之路由結構與圖 20 及表 13 所示者相同。

現在可研究多工化之效應。我們將考慮實體鏈路 P_{5-6} 之例子。在 PL 區隔架構的情形中，分配給使用此實體鏈路之三條虛擬鏈路之總容量為 48.7 單位，小於 VL 區隔架構中個別分配到的容量之總和（亦即 $16.7 + 16.7 + 16.7$ ）。

與習用 VN 路徑容量配置演算法之比較

已將本演算法中所詳述的 VN 路徑容量配置技術之效能與其他的演算法比較。下文所示出之結果係有關一種採用 PL 區隔架構（也時亦稱為完全區隔架構）之 VN 路徑容量配置問題。

現在考慮圖 21 所示的五個虛擬網路（2101 - 2105）。下層實體網路的拓撲與前文中參照圖 16 及 17 所述者相同。假設

（請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁）

裝

訂

水

11

五、發明說明 (77)

具有圖21所示拓撲的五個虛擬子網路共用圖16及17所示的單一實體網路之資源。

圖21所示之虛擬網路(2103)代表各虛擬鏈路之間可以有多工化之一例。下列三條虛擬鏈路通過實體鏈路 P_{5-6} ；自節點3經由節點4及5到節點6的 L_{3-6} 、自節點2經由節點5及4到節點4的 L_{2-4} 、及 L_{5-6} 。在PL區隔架構的情形中，可將來自這三條虛擬鏈路之所提供訊息流整合到在實體鏈路 P_{5-6} 上的一個訊息流。路徑容量配置演算法亦對應地將容量分配給實體鏈路 P_{5-6} 。

在此例子中，假設所有的實體鏈路具有相同的容量2400單位。可將一多等級卜瓦松分配訊息流量提供給這五個虛擬子網路。在本文所分析的模型問題中，針對具有下文所示特性的每一虛擬鏈路及每一虛擬子網路界定了四個等級的訊息流量需求。假設等級 i (i 為自1到4的整數值)之訊息流量需求 ρ_i 係以下列的函數關係式表示：

適用於3節點的虛擬子網路--

$$\rho_i = \frac{1}{\beta^i} \frac{14000 \alpha^i}{\sum_{i=1}^I \alpha^i} \quad (\text{方程式48})$$

適用於4節點的子網路--

$$\rho_i = \frac{1}{\beta^i} \frac{7000 \alpha^i}{\sum_{i=1}^I \alpha^i} \quad (\text{方程式49})$$

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

五、發明說明 (78)

同時可以下式表示訊息流量等級 i 的頻寬需求 p_i ：

$$p_i = 0.064 \beta^i \quad (\text{方程式 } 50)$$

此處的參數 β 界定所提供訊息流量之不均勻性，亦即在每一等級可自行載送多級訊息流量的情形下各不同等級的頻寬需求間之差異。一單位值的 β 代表均勻訊息流量。參數 α 界定在四種訊息流量等級間訊息流量需求之分配。

已將兩種其他的路徑容量配置方法與下文所述之方法比較。這類其他的方法代表兩種極端的方式，其中一種在時間上較慢，但係基於一嚴謹的理論架構；另一種在時間上較快，但係基於粗略的理論簡化。

第一個基準路徑容量配置演算法使用定點演算法，該演算法詳述於 A. Farago、S. Blaabjerg、W. Holender、T. Henk、L. Ast、A. Szentesi、及 Z. Ziaga 所著的"資源分隔：一種使 ATM 網路組態最佳化的有效率工具"一文，該文係刊登於 "NETWORKS94 International Network Planning Symposium Proceedings 83-88 (Budapest, 1994)"，該演算法亦詳述於 S.P. Chung 及 K.W. Ross 所著的"用於多級耗損網路的降低負載近似法"，該文係刊登於 "41 IEEE/ACM Transactions on Communications 1222-31 (1993)"。此演算法代表一種用於配置虛擬網路的路徑容量之已知方法。然而，此演算法的速度並不非常快，因而主要用於評估採用本申請案所述新 VN 路徑容量配置技術所得到結果的精確性。

五、發明說明(79)

。此種基準演算法的理論架構是相當嚴謹的。然而，此架構實施過度簡化路徑容量配置問題的鏈路獨立性及降低負載這兩個假設。

第二種基準路徑容量配置方法使用等效鏈路阻塞(equivalent link blocking：簡稱ELB)演算法，此種演算法詳述於A. Fargo所著的論文"一種基於等效鏈路阻塞機率的簡化路徑容量配置模型"，該論文係由Budapest技術大學電訊及Telematics系出版。此演算法代表一種基於對路徑容量配置問題的理論性假設的粗略且現成之虛擬網路路徑容量配置方法。此演算法主要係用來評估本新VN路徑容量配置技術之計算速度(亦即執行時間)。

我們使用下列三個不同的評估參數來比較這三種方法：網路收益、最大路徑阻塞、及執行時間。因為新的VN路徑容量配置技術並不產生網路收益及最大路徑阻塞(作為時間擁擠量測)，所以已額外的計算得到這些參數。

採用本申請案的VN路徑容量配置技術而得到之所分配容量係用來作為基準路徑容量配置技術之輸入。在此種方式下，利用相同的參數關係式作為基準演算法中所用者，即可將各非計算參數計算作為時間擁擠阻塞量測及收益函數。如本申請案於前文中所詳述的，可自平均訊息量比率函數得到其他的網路操作參數。

我們已經針對三種VN路徑容量配置演算法的每一種VN路徑容量配置演算法決定了在十六個所提供訊息流量例子的收益函數及阻塞參數。這些比較結果示於表17到20的三

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

五、發明說明 (80)

維圖中。

表 17

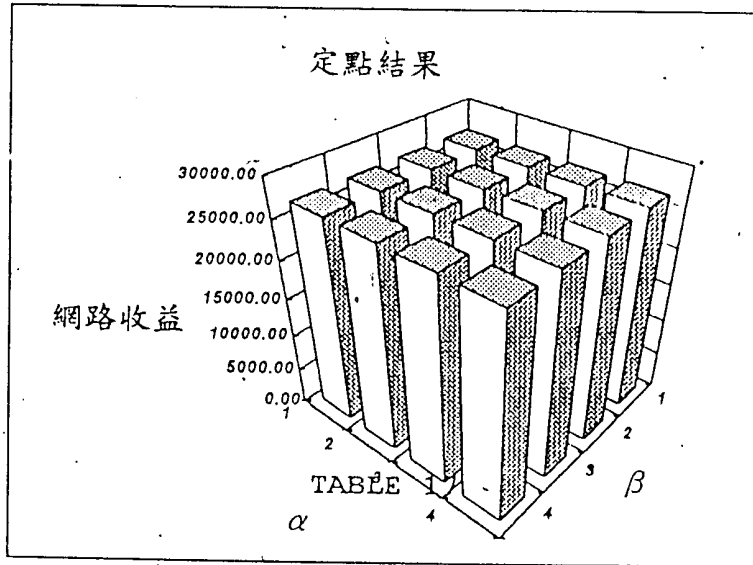
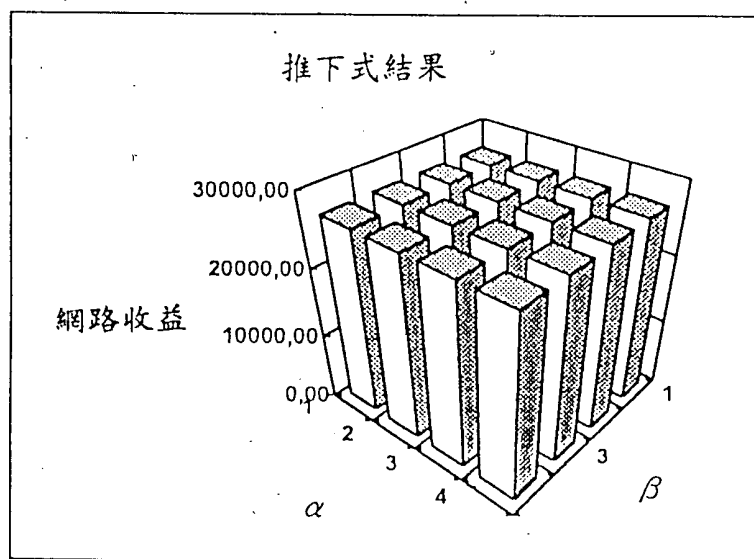


表 18



(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

水

五、發明說明 (81)

表 19

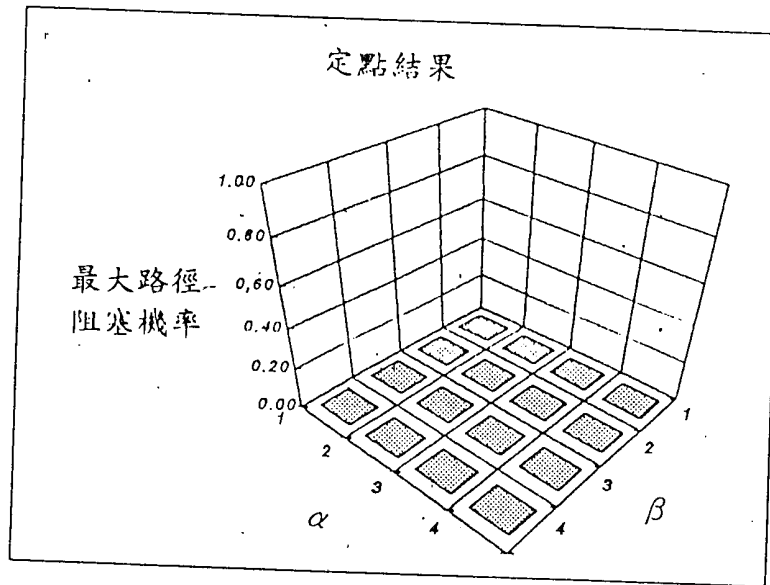
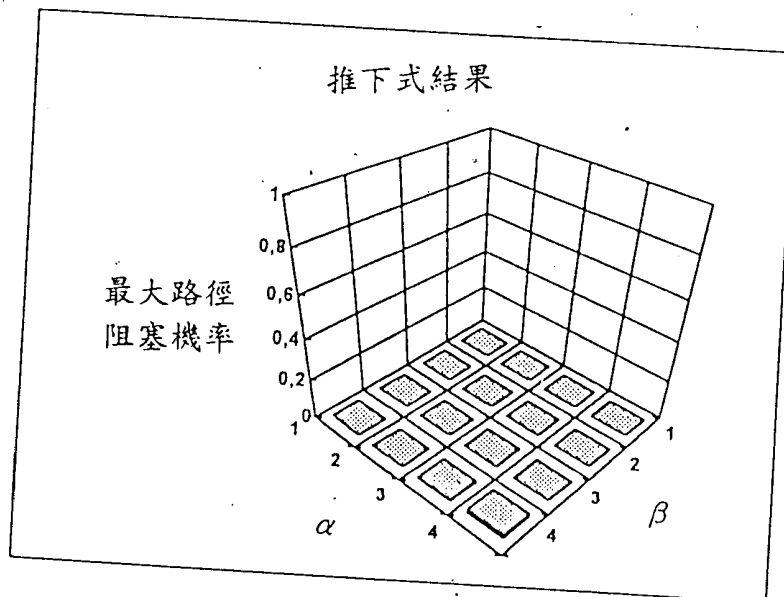


表 20



(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

水

五、發明說明(82)

我們發現平均訊息量VN路徑容量配置演算法之計算速度約比定點基準演算法快兩倍，比ELB基準演算法快一倍。

結論

本發明之系統及方法中已經提出並解決了兩個相關的問題：VP路徑容量配置問題及VN路徑容量配置問題。在本申請案所詳述的解決技術中，係將平均訊息量比率函數用來作為阻塞量測，並將負載平衡用來作為路徑容量配置技術。利用若干實例，並比較兩種基準演算法後，已證明本發明所採用方式的可行性。此種新的路徑容量配置方法的計算速度比習用路徑容量配置技術快兩倍。此種顯然較快的計算速度係以計算的精確性為代價。因此，此種新方法提供了比習用技術更佳的结果。此種方式在整體性上亦是最佳的。該方法係基於末端到末端的阻塞量測，並不需要習用技術的鏈路獨立性及降低負載的假設。本方法在配置ATM網路路徑容量的實用性上有其重要性，因為該方法並不假設任何特定的訊息流量分配，而可適用於一般的訊息流量。

未來有可能依據實際的訊息流量量測來配置ATM網路的路徑容量。本發明所詳述的路徑容量配置系統及方法提供了一種實用架構，用以實施可處理一般性提供訊息流量及以量測決定的所提供訊息流量之路徑容量配置演算法。

雖然已參照各附圖及前文的詳細說明而示出並說明了本發明方法及裝置之一較佳實施例，但是我們當可了解，本發明並不限於所揭露的實施例，而是可在不脫離在下列申

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

水

五、發明說明⁽⁸³⁾)

請專利範圍所述及與界定的本發明精神下，作出各種重新配置、修改、及替代。

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

水

四、中文發明摘要 (發明之名稱： 利用寬頻訊息流量將邏輯網路的容量配置最佳化之系統及方法)

本發明揭露了一種路徑容量配置方法及系統(圖19)，用以在虛擬網路上的各虛擬路徑有所提供的訊息流量時將有限的傳輸資源分配給各虛擬網路。N層虛擬網路之路徑容量配置問題被簡化成(步驟1903)一等效的虛擬路徑容量配置問題，其方式為將一個N層階層式結構的上面三層疊合成一個兩層的階層式結構，該兩層的階層式結構包含舊的底層及一新的頂層。該新的頂層包含對映到該舊的底層上的複數個虛擬路徑。利用標準技術或平均訊息量路徑容量配置演算法，即可求得該虛擬路徑容量配置問題的解，而得以最佳方式分配N-2層的資源。

英文發明摘要 (發明之名稱： "SYSTEM AND METHOD FOR OPTIMAL LOGICAL NETWORK CAPACITY DIMENSIONING WITH BROADBAND TRAFFIC")

A general dimensioning method and system (Fig. 19) for allocating limited transmission resources to virtual networks given offered traffic for virtual paths on the virtual networks. . . . The N-layer virtual network dimensioning problem is reduced (1903) to an equivalent virtual path dimensioning problem by collapsing the top three layers of a N-level hierarchical structure to a two-layer hierarchical structure consisting of the old bottom layer and a new top layer. The new top layer comprises a plurality of virtual routes mapped on the old bottom layer. The resulting virtual route dimensioning problem can be solved (1905) using standard techniques or by using an entropy-based dimensioning algorithm to yield the optimal allocation of resources for layer N-2.

圖 1

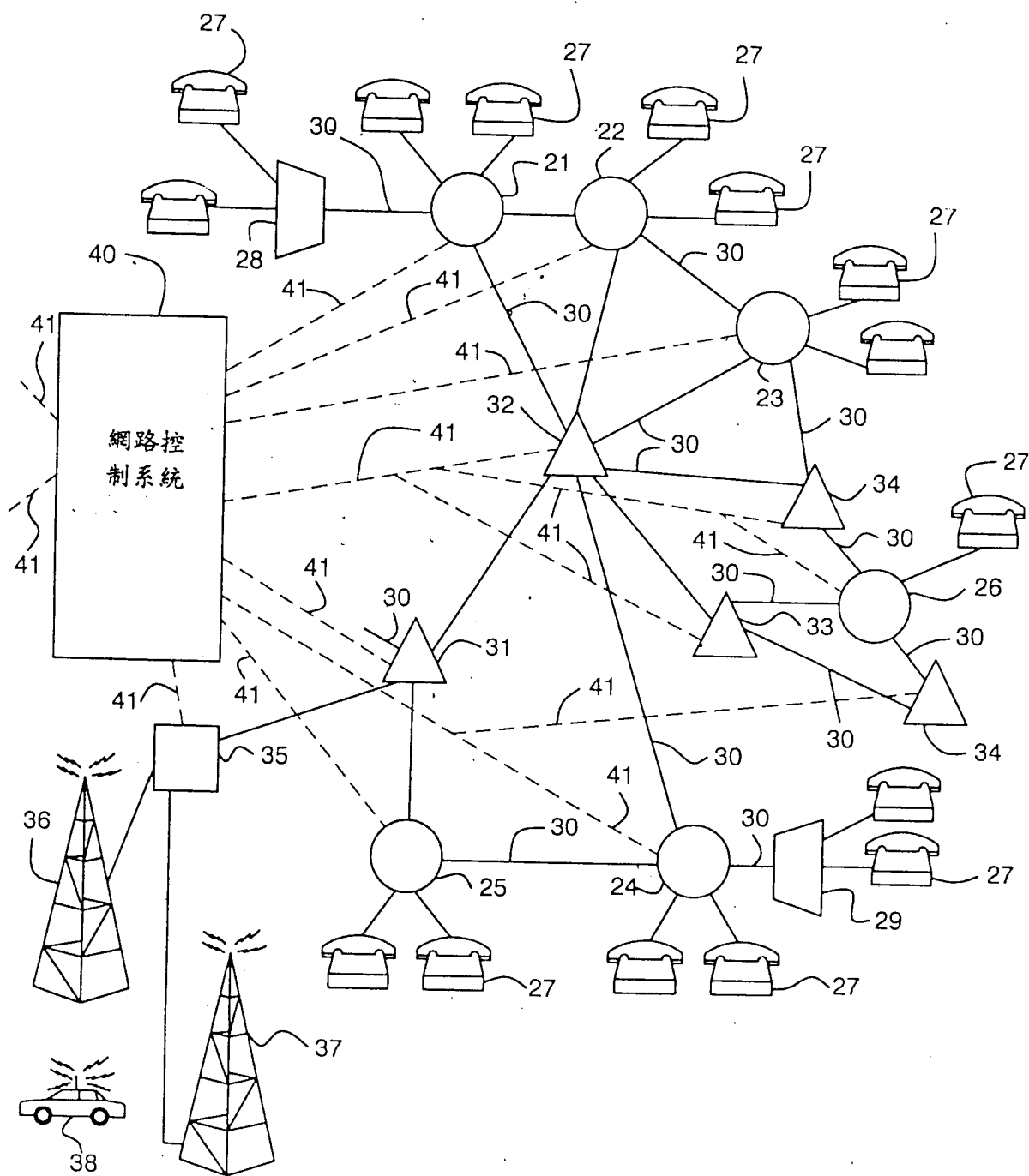


圖2

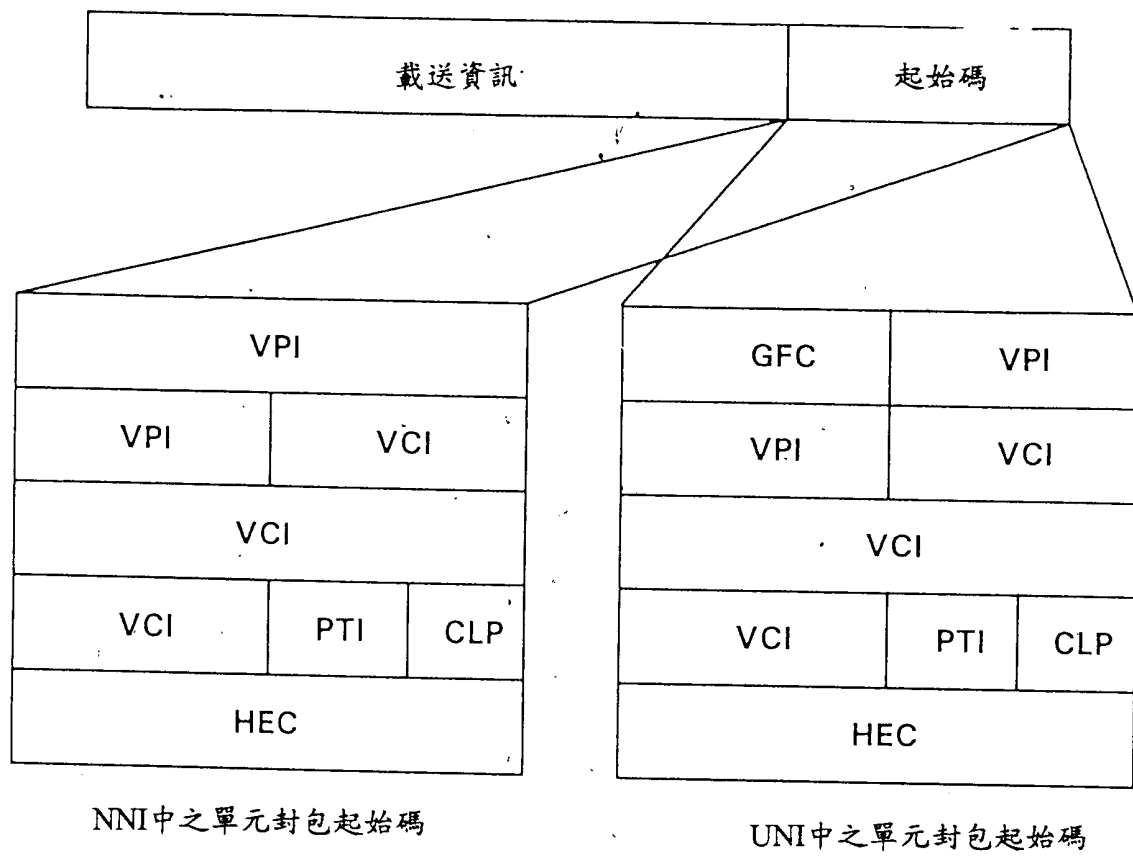


圖3

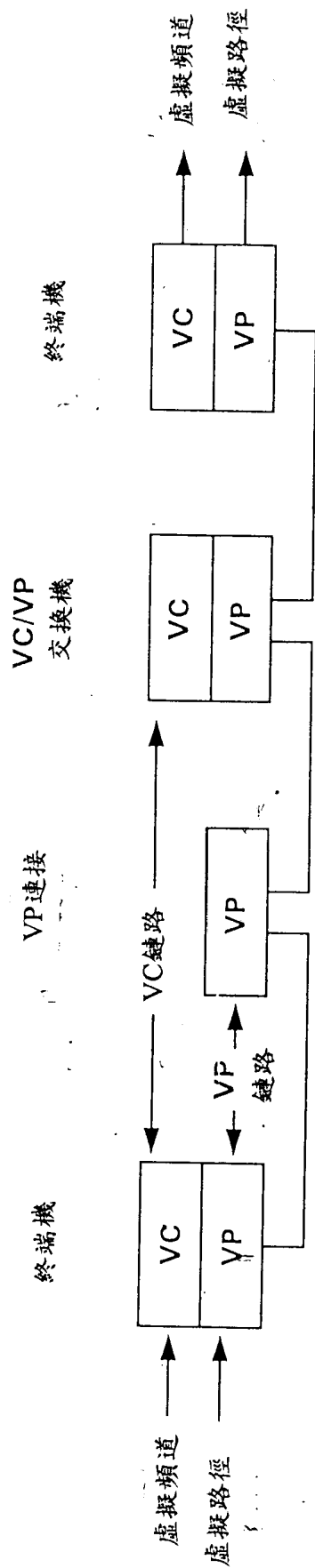


圖4

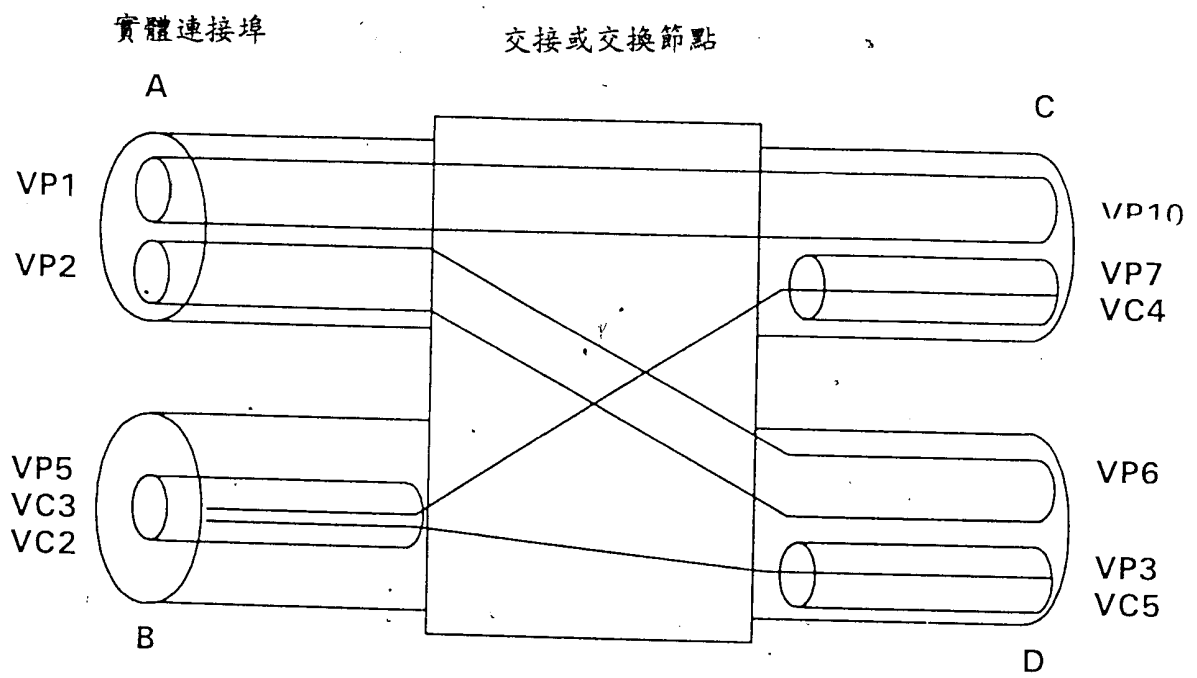


圖5

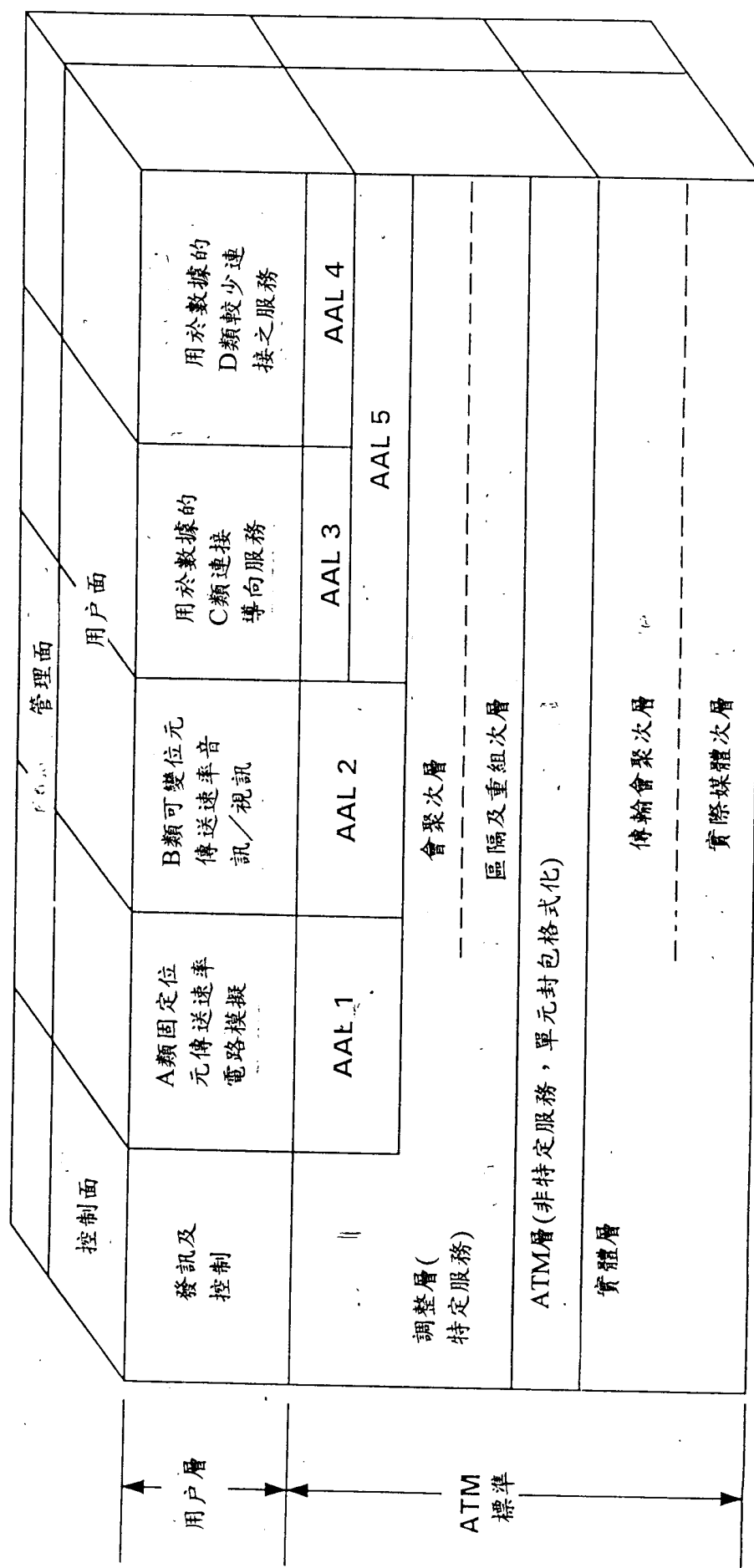
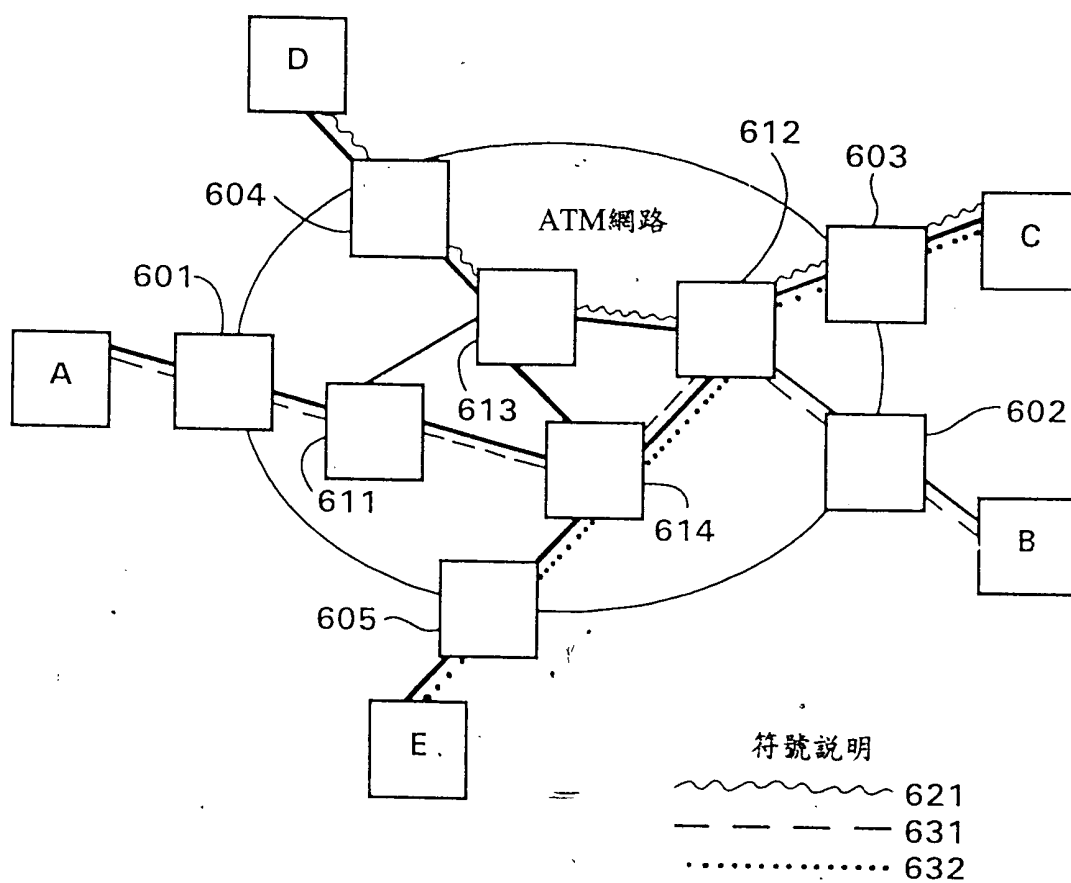


圖6



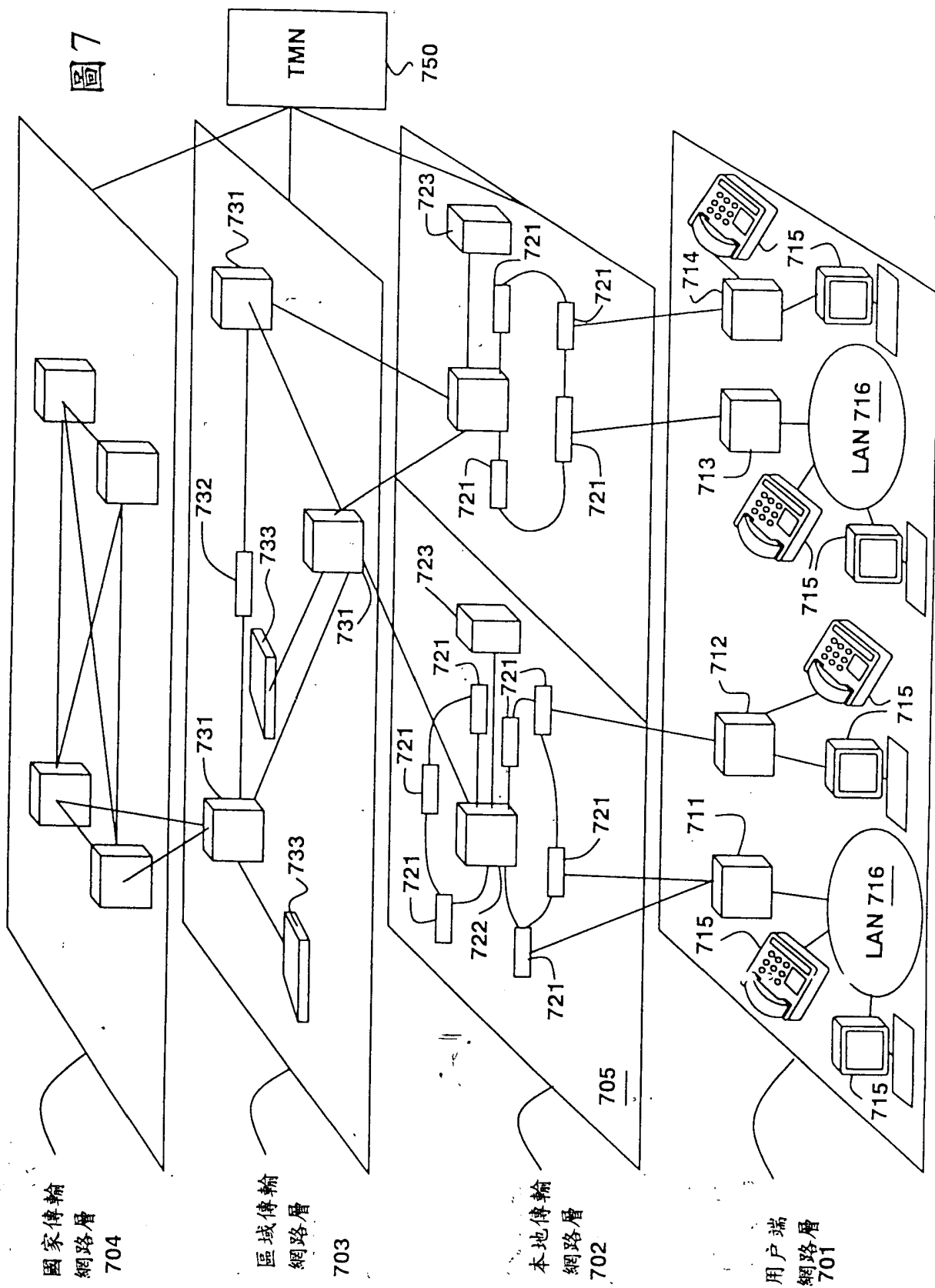


圖8

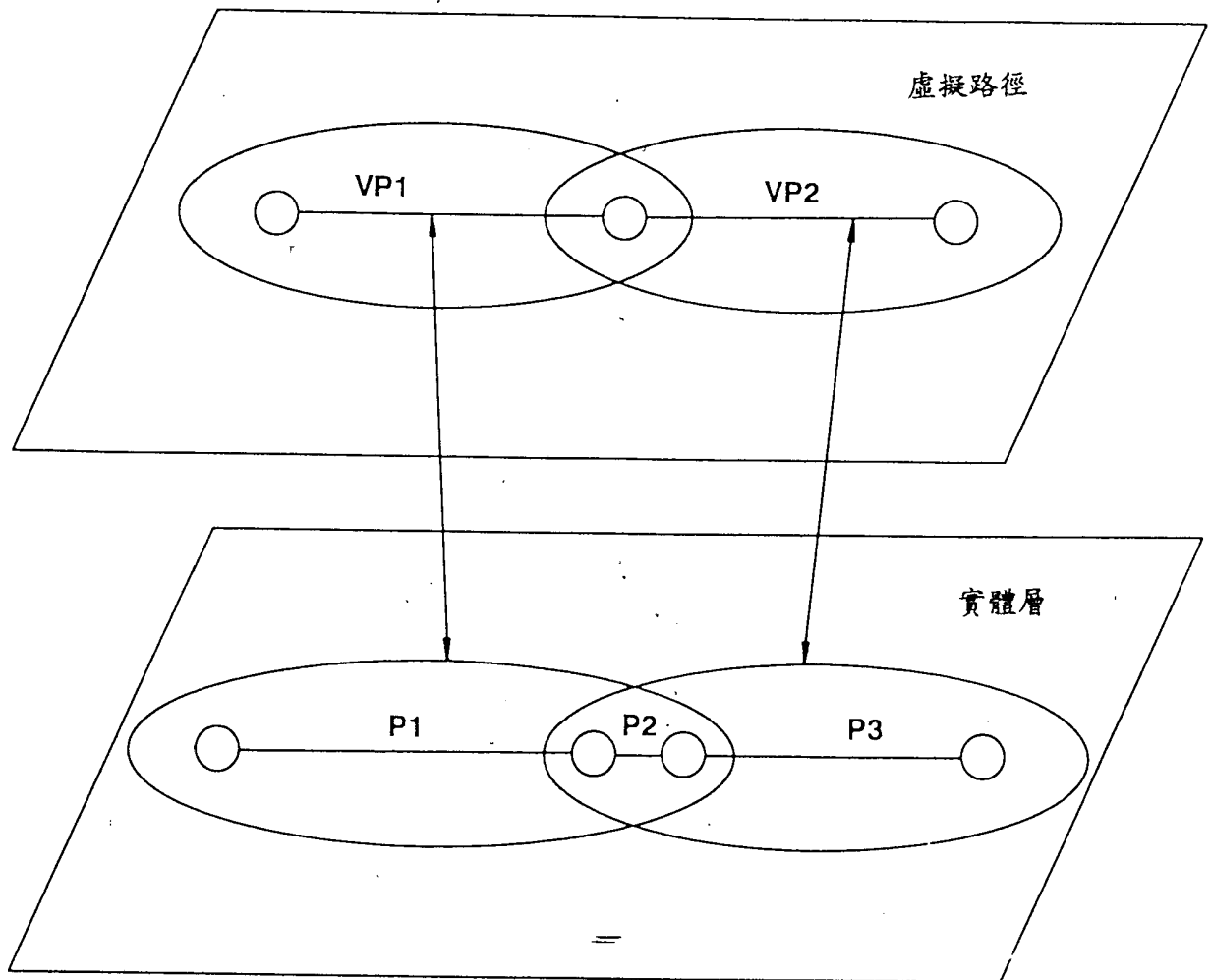


圖9

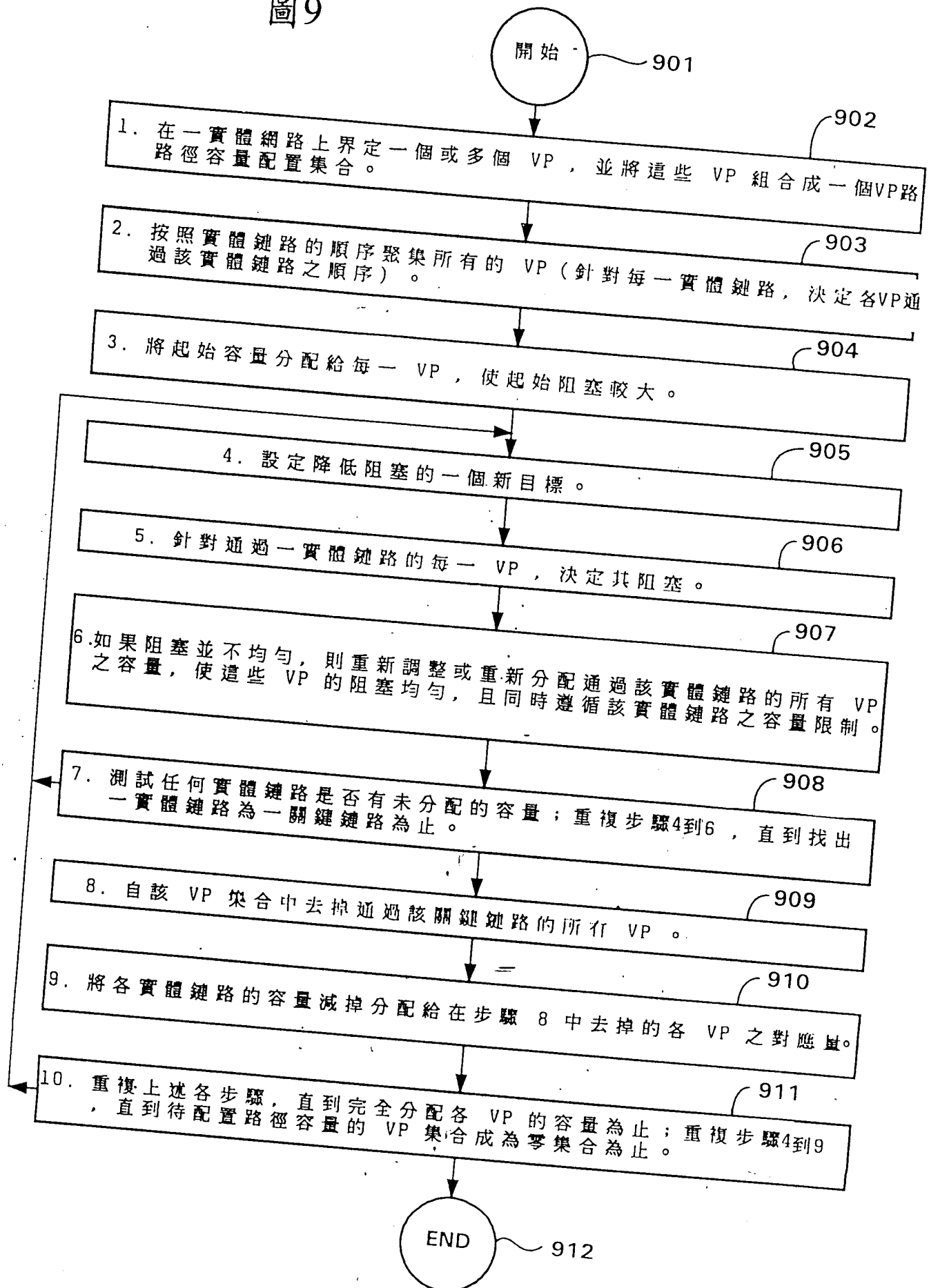


圖 10

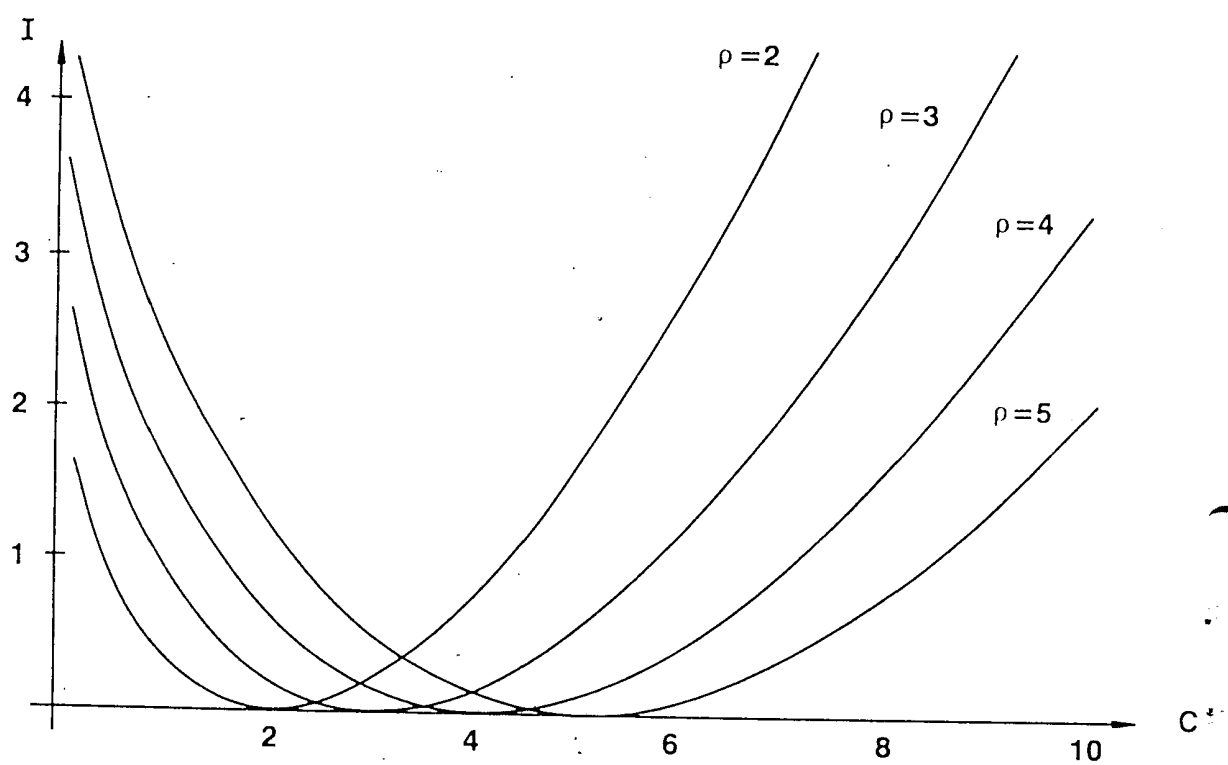


圖 11

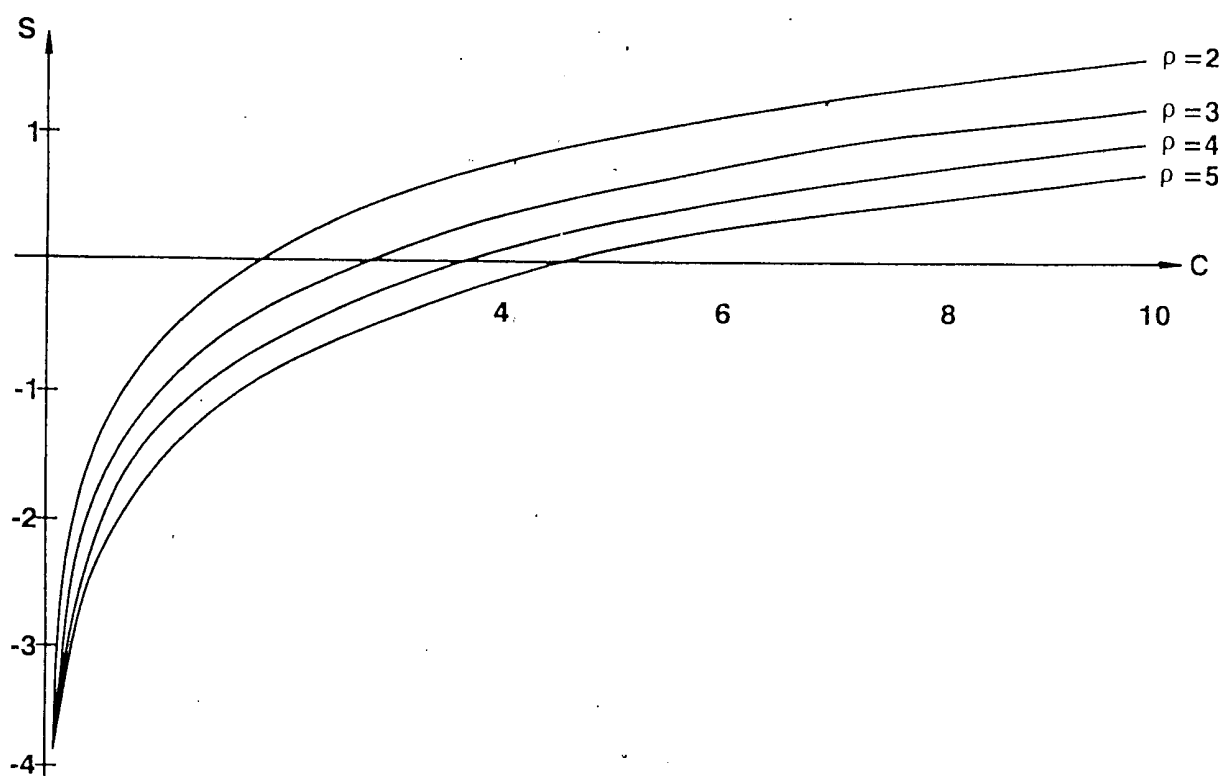


圖 12A

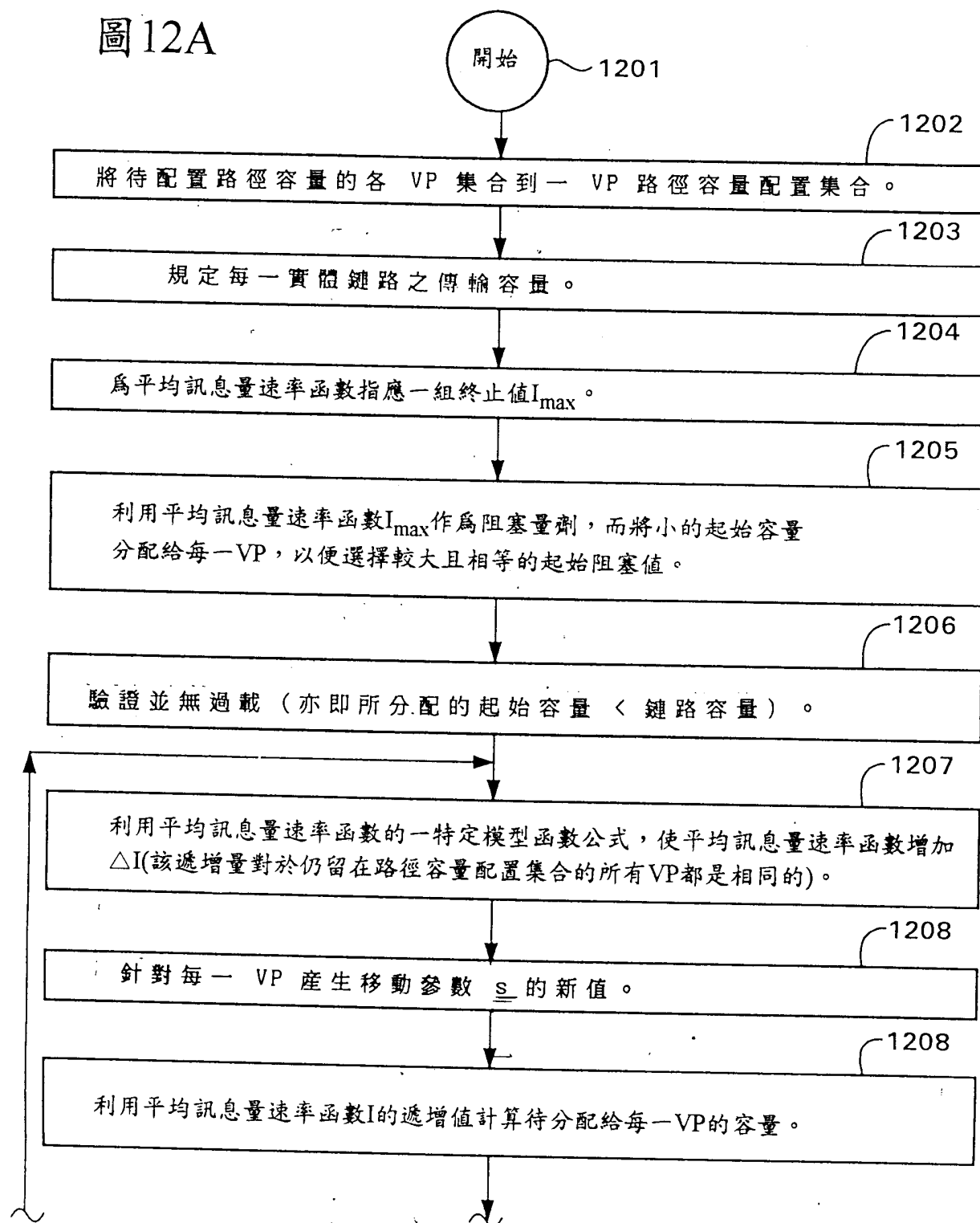


圖 12B

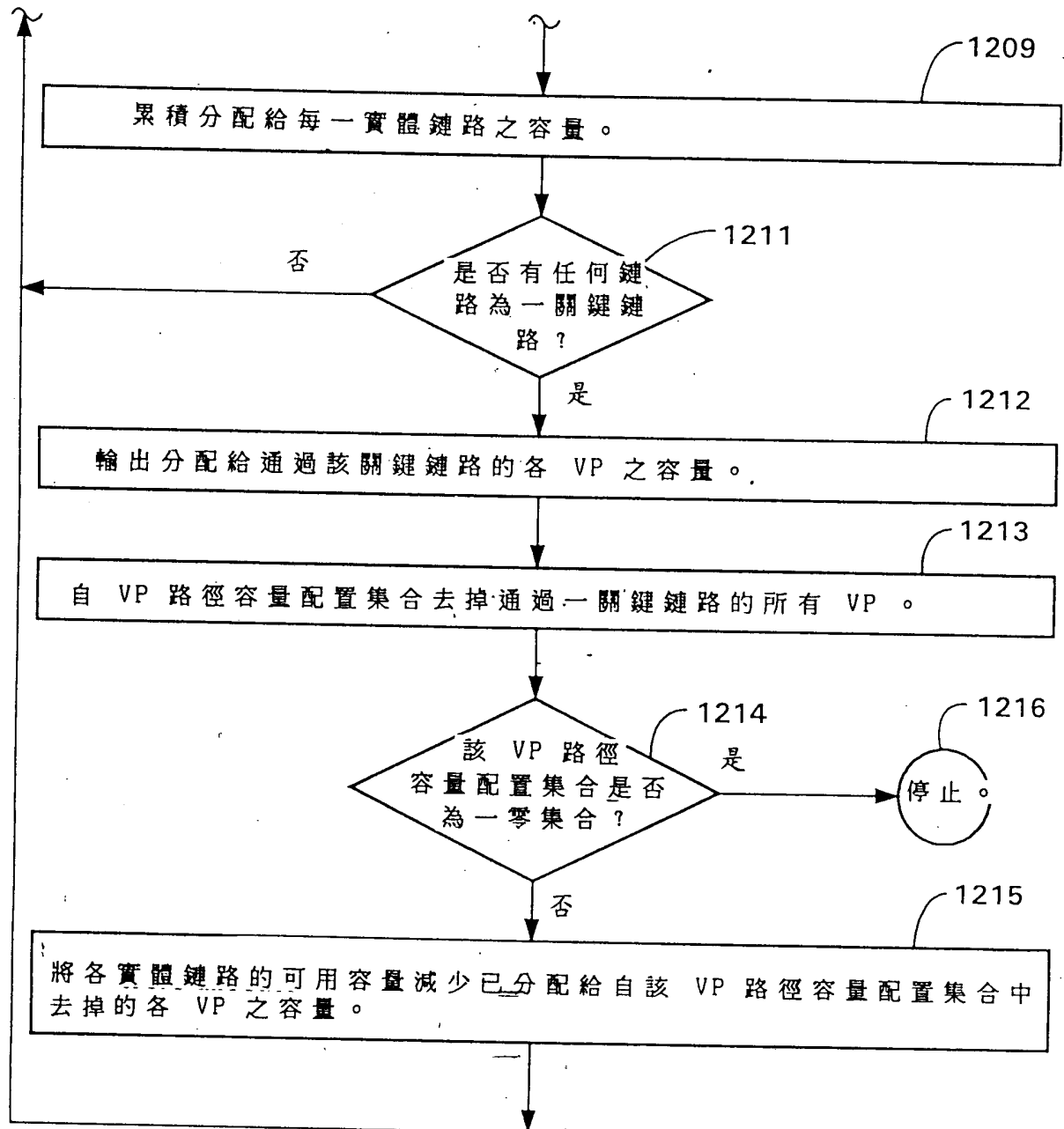


圖13A

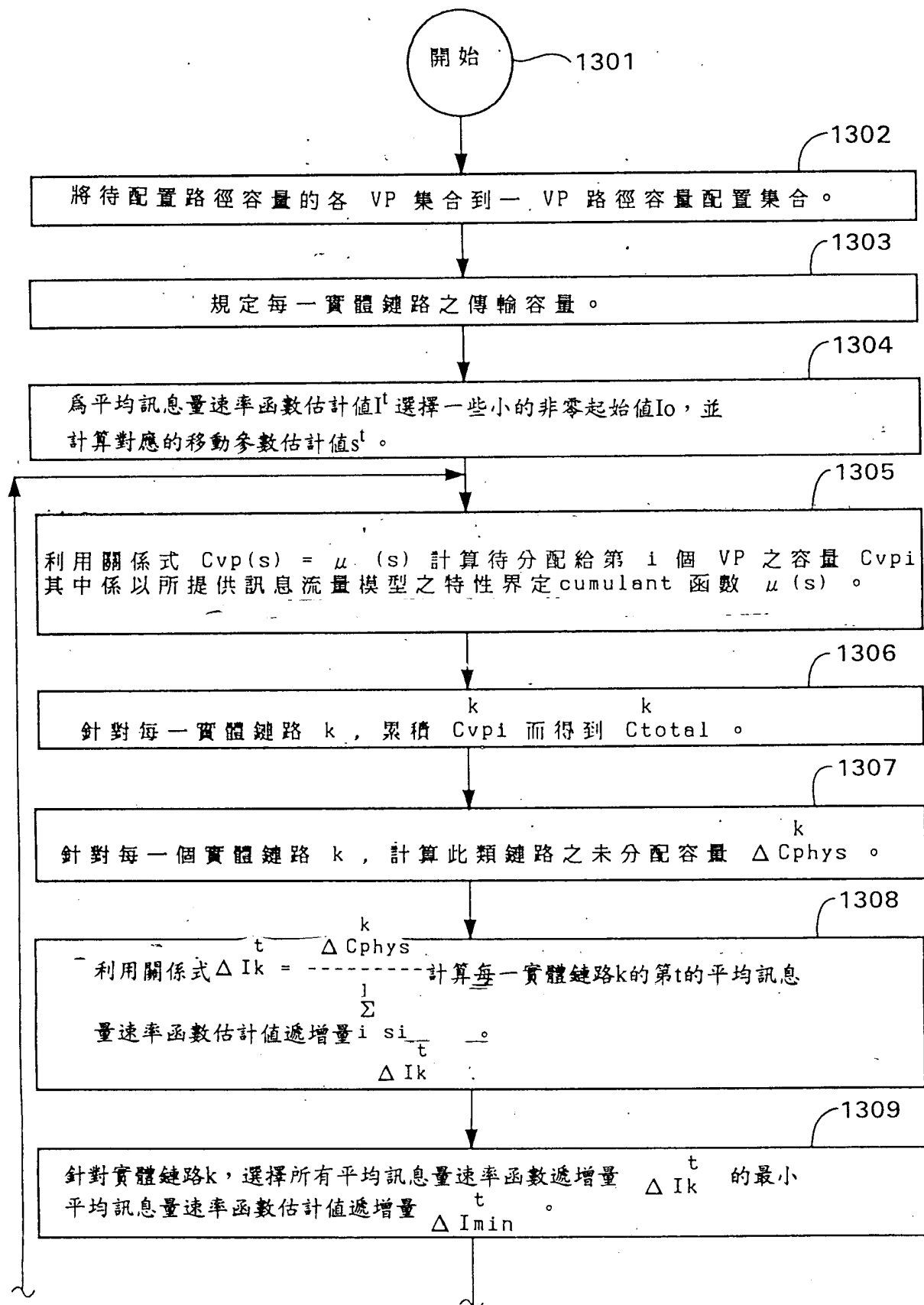
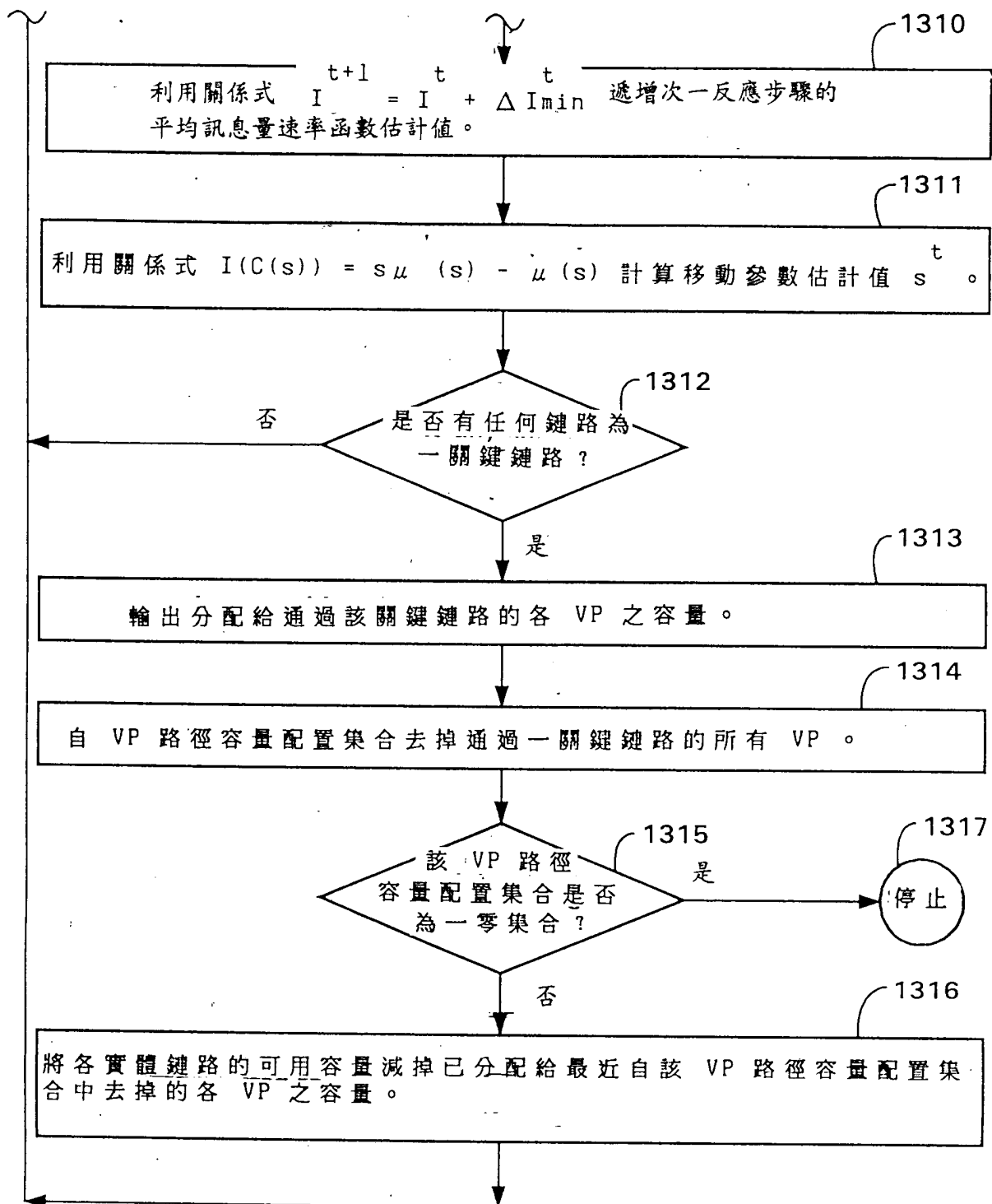


圖 13B



319944

圖14

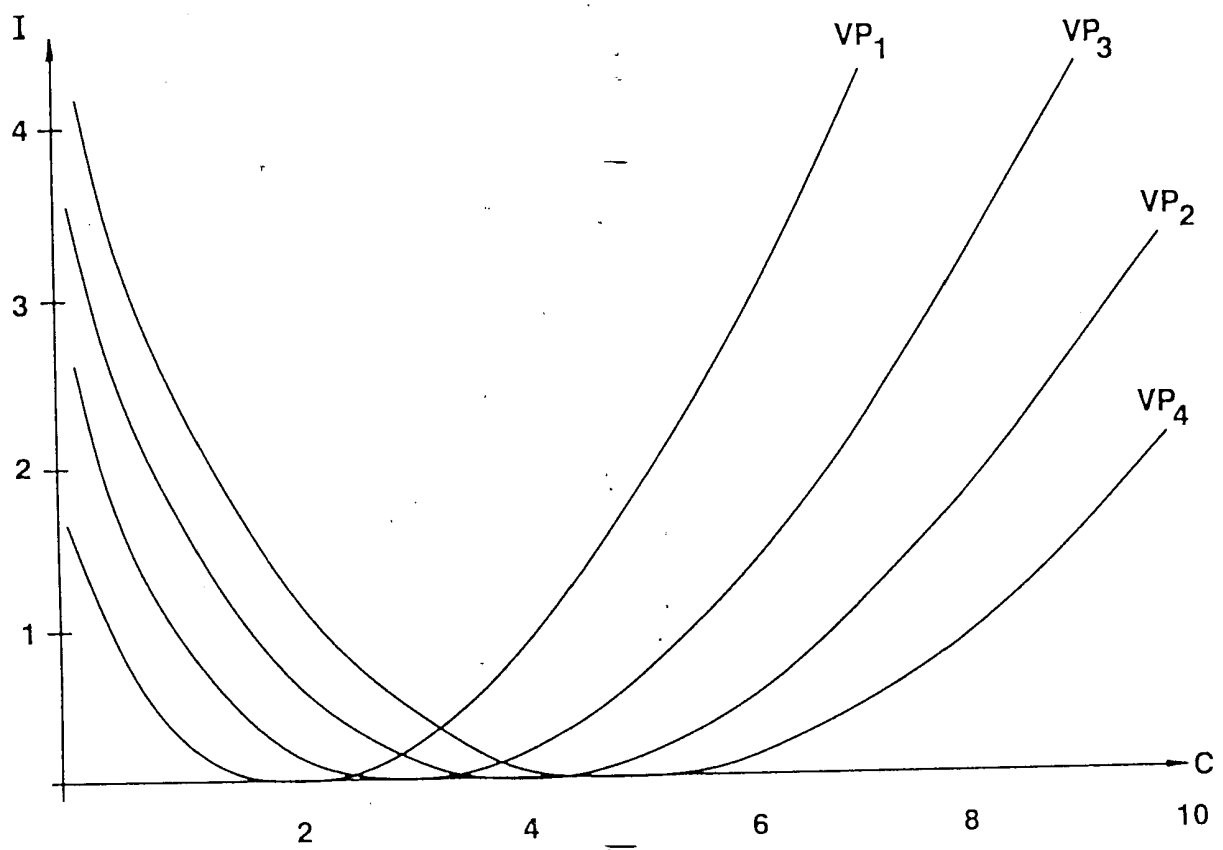


圖 15

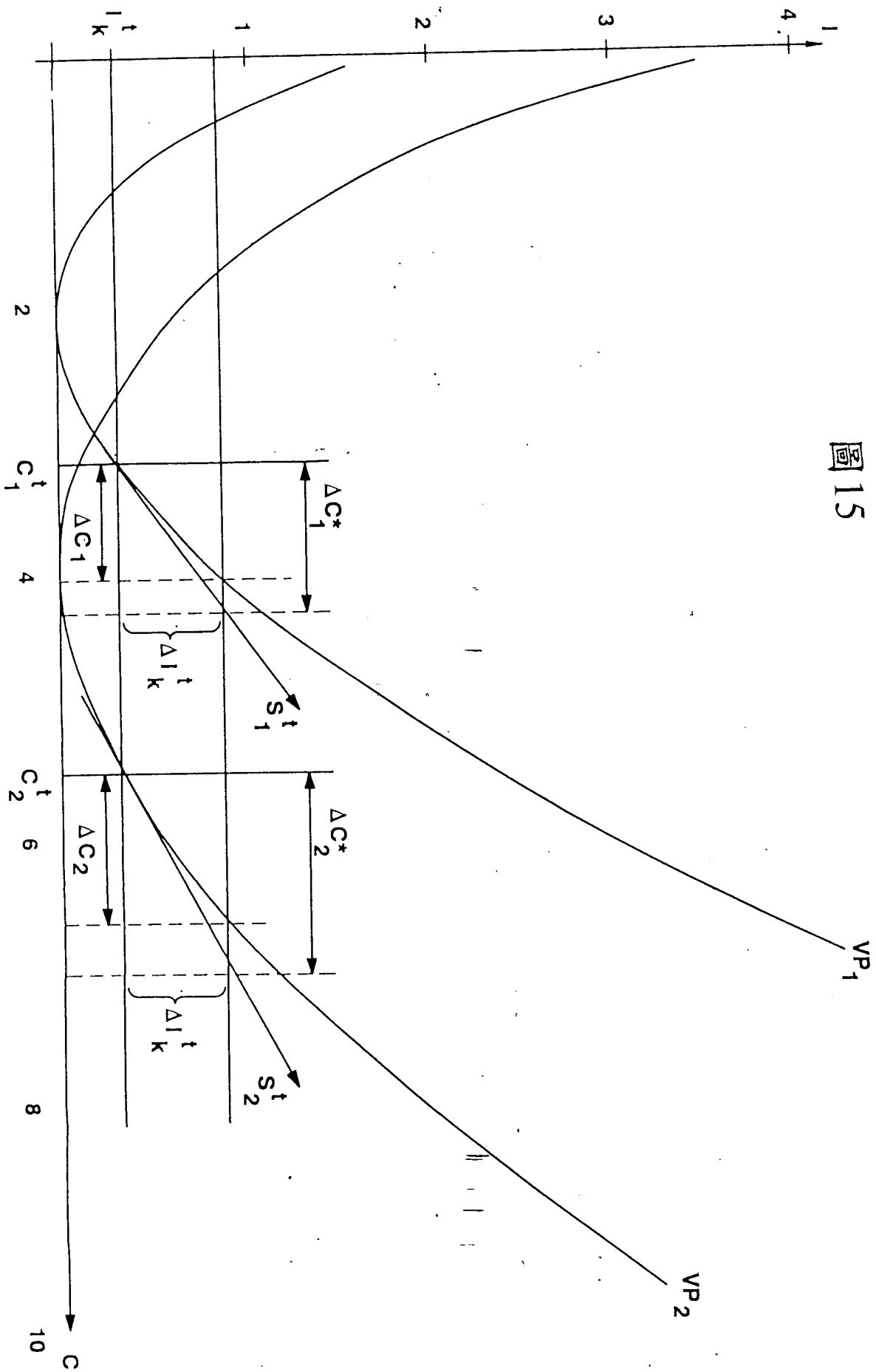


圖 16

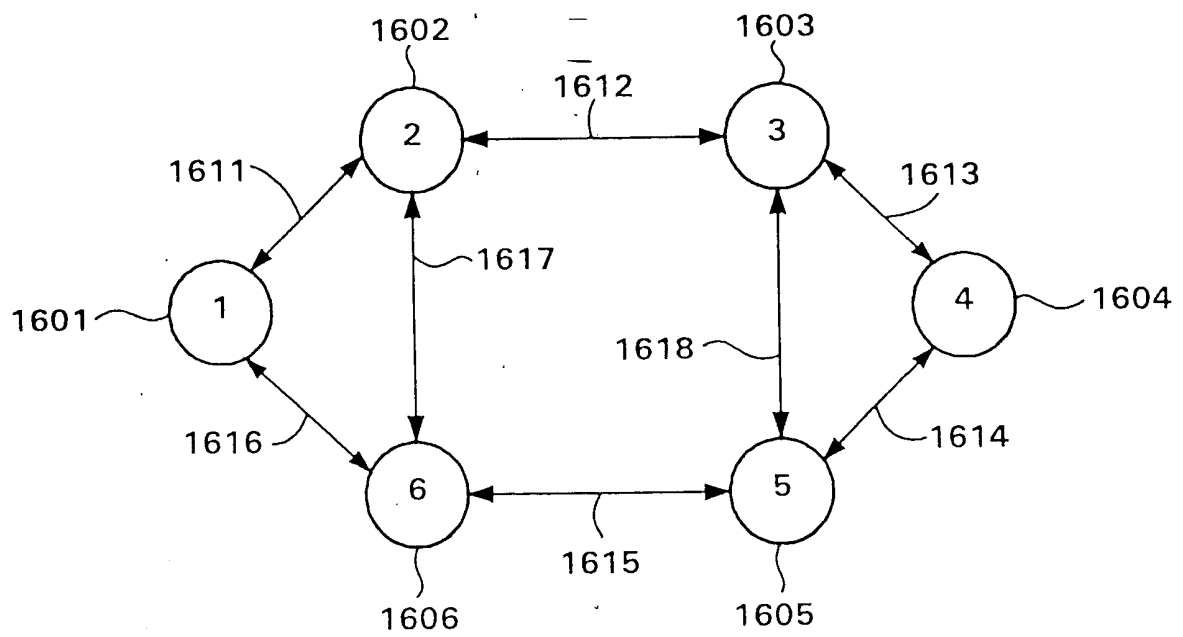


圖17

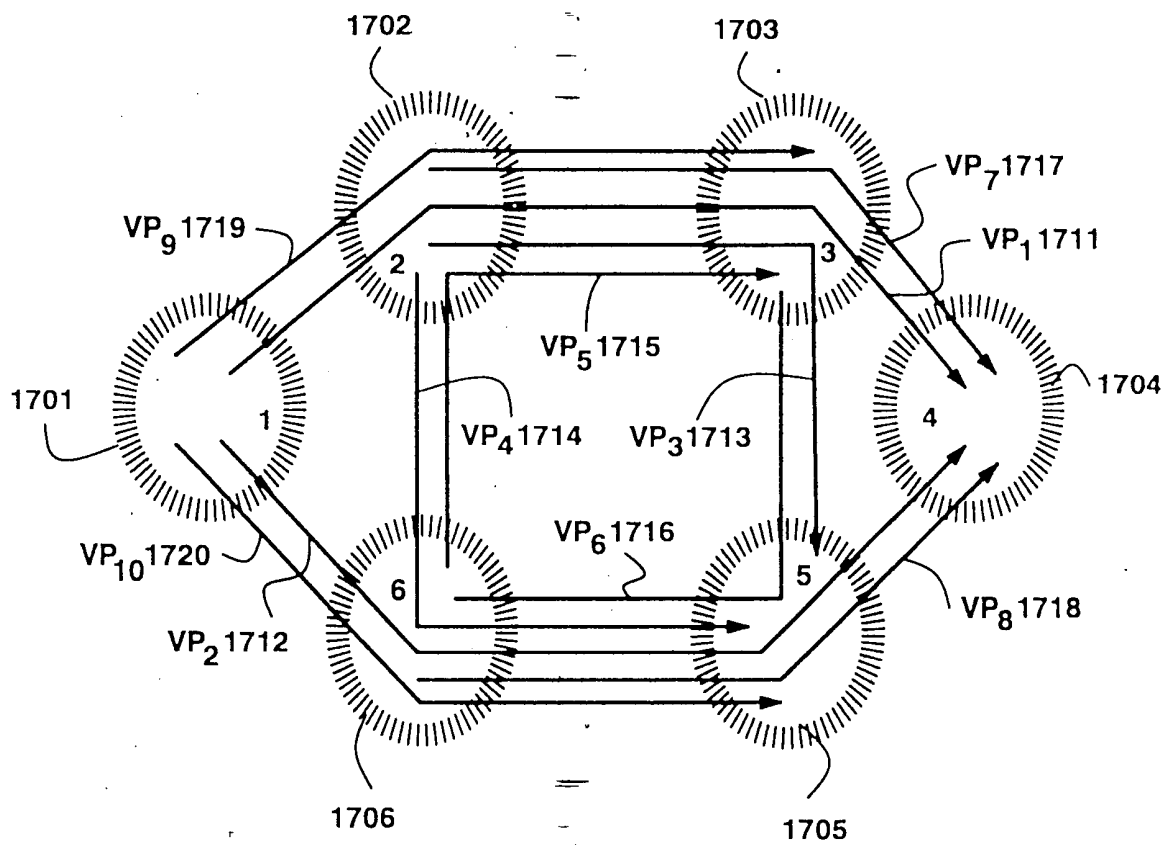


圖 18

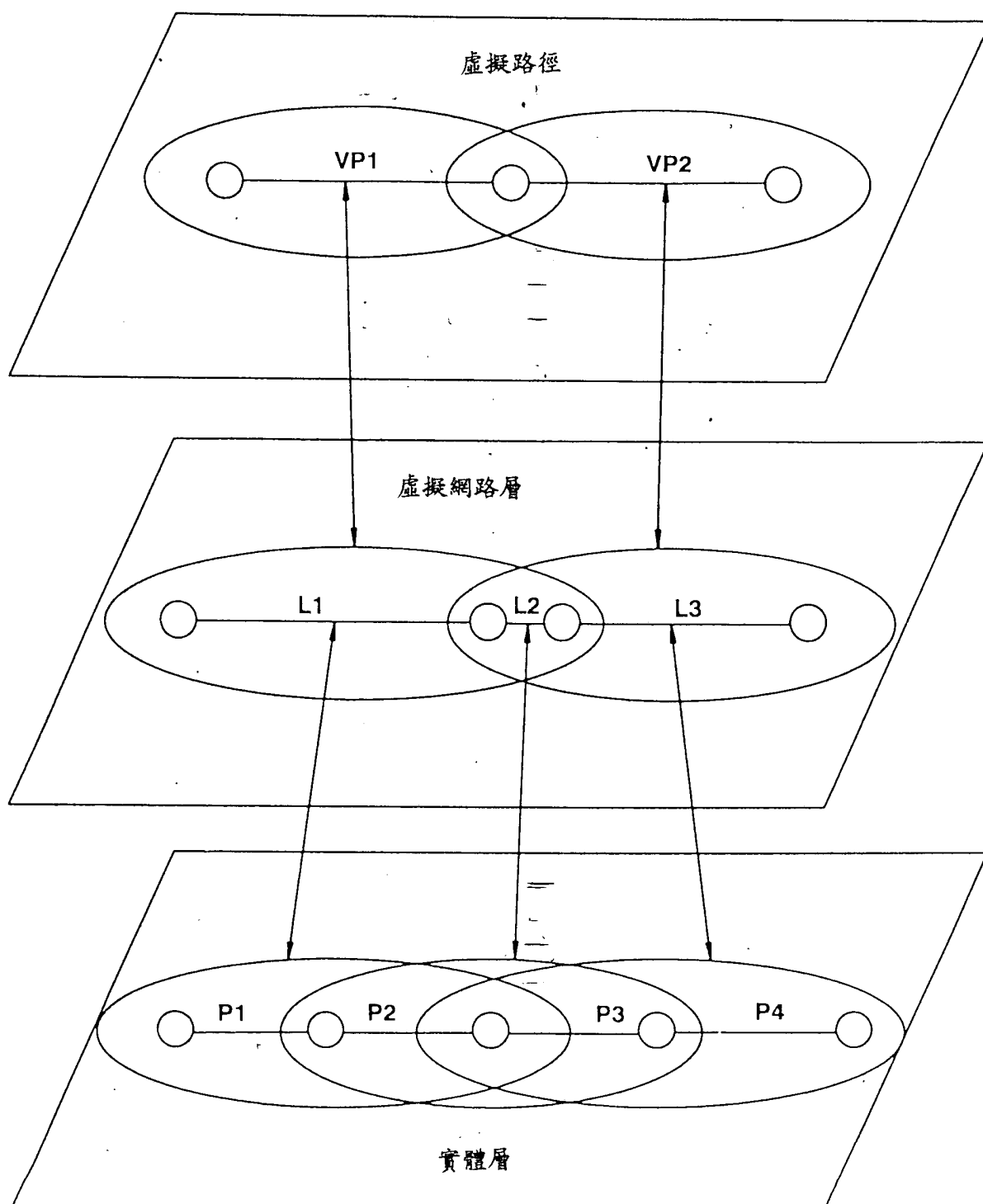


圖19

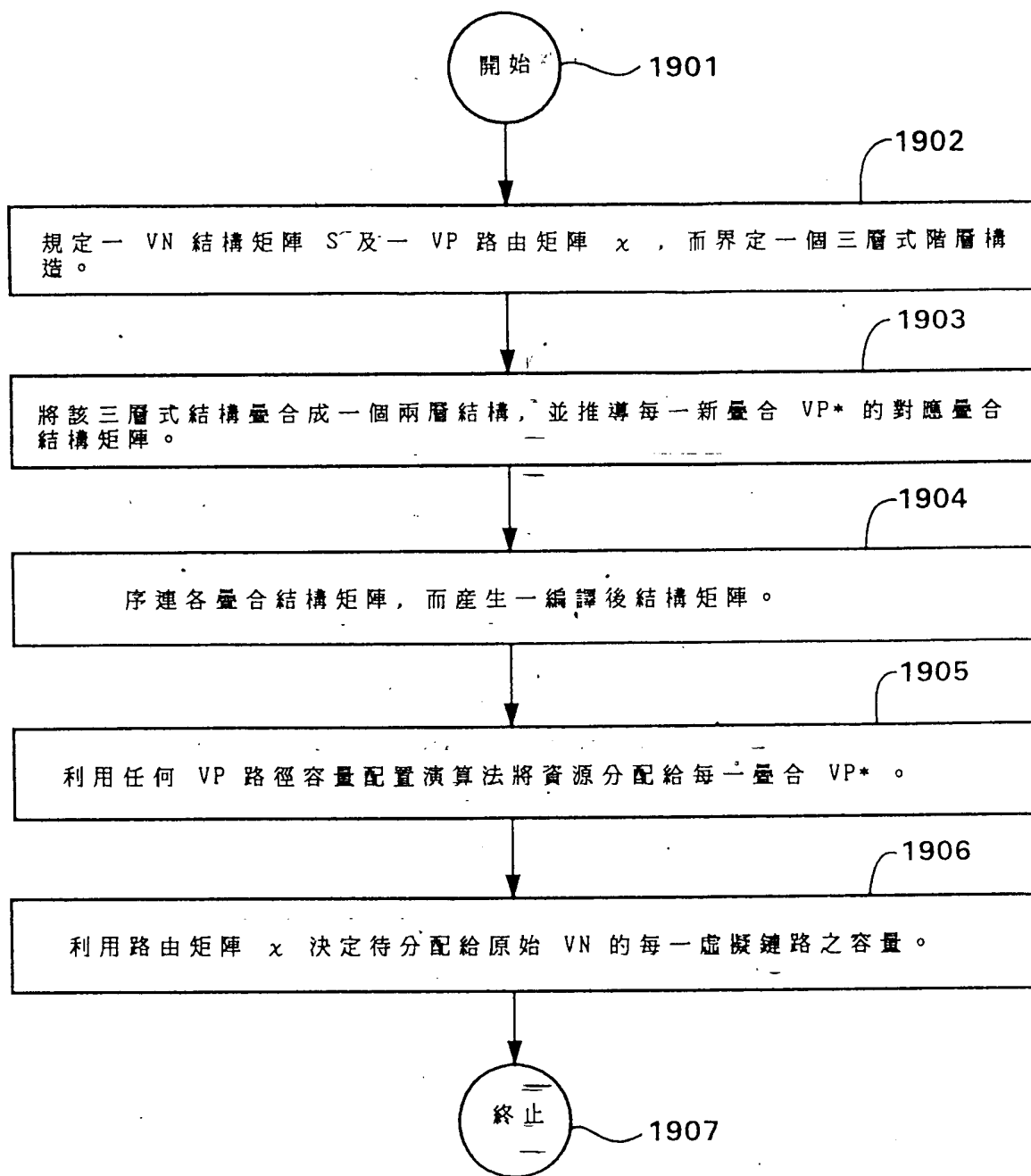


圖20

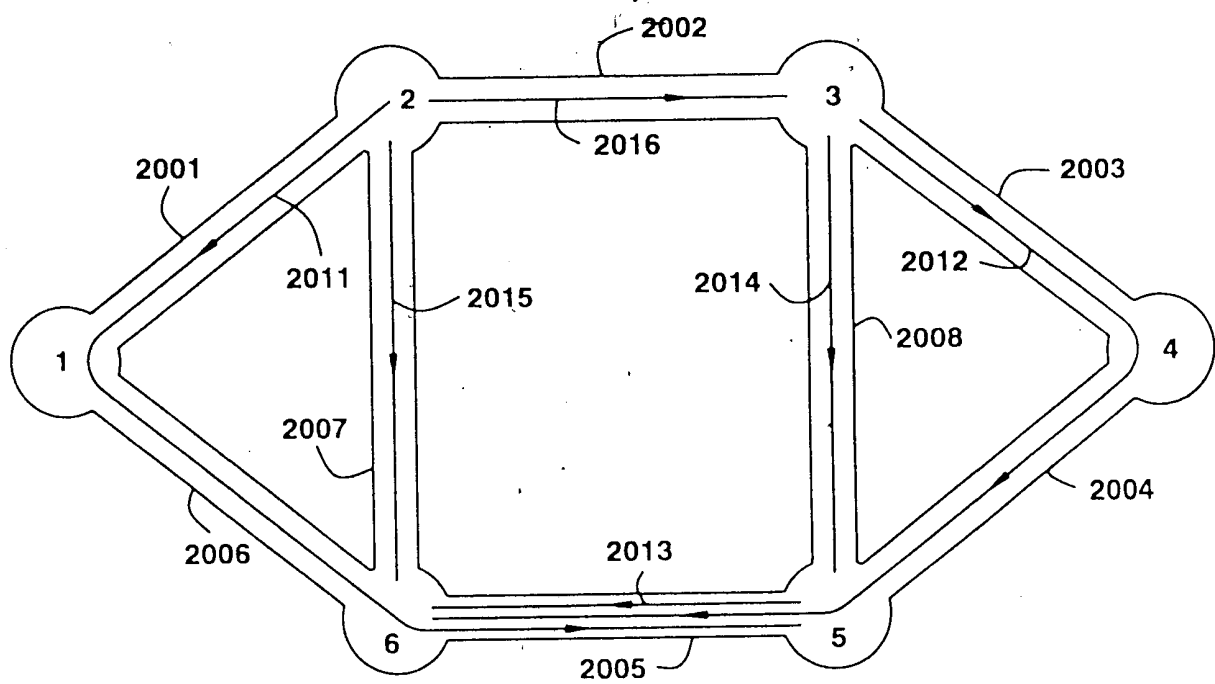
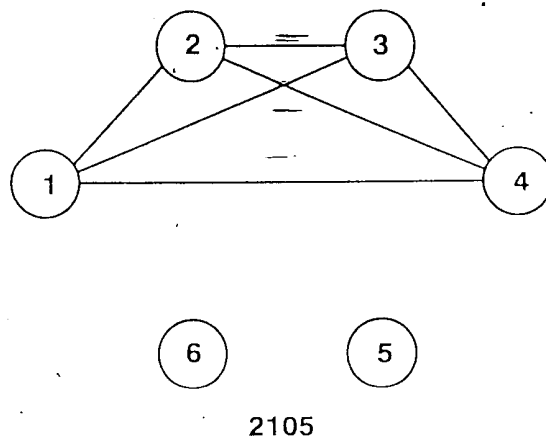
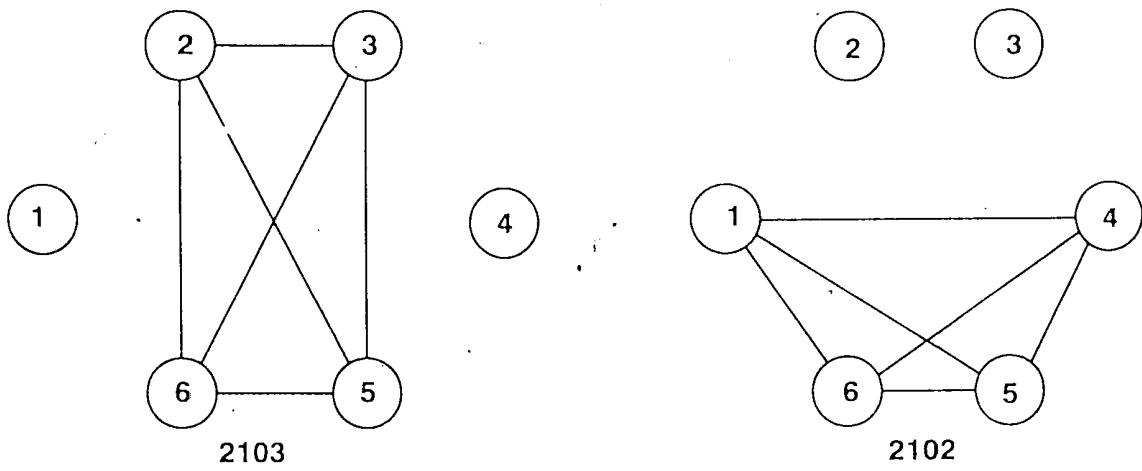
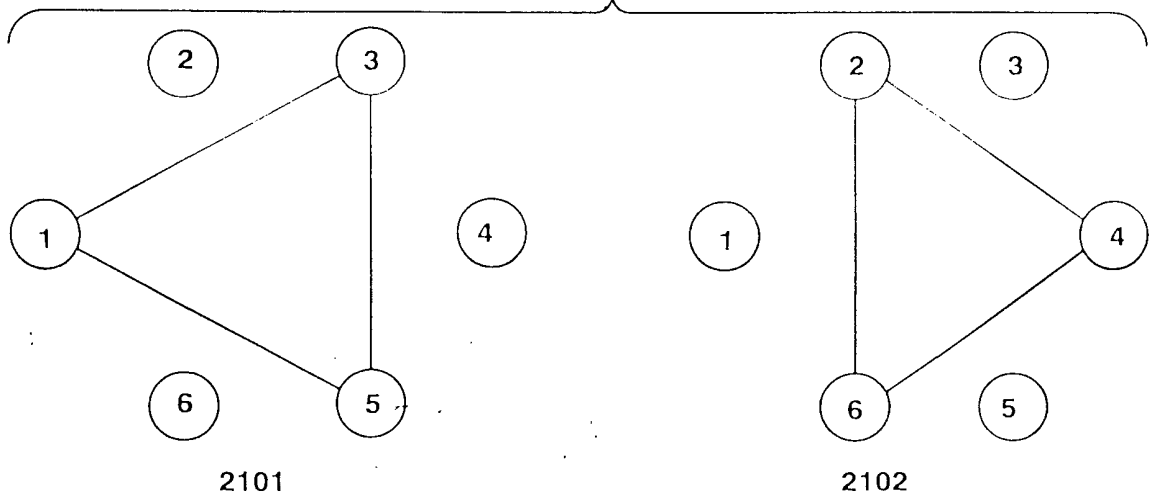
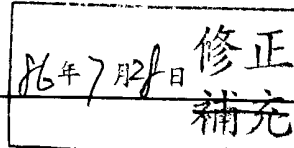


圖21





六、申請專利範圍

1. 一種配置一載送一般性訊息流量的電訊網路上所界定各虛擬網路的路徑容量之方法，該網路具有複數個傳輸容量有限的互連鏈路，該路徑容量配置方法包含下列各步驟：

定義一個至少三層的階層，作為網路資源及需求之模型，其中第一層包含實體網路，第二層包含複數個虛擬網路，第三層包含複數個虛擬路徑，該第二層上的該等虛擬網路中之每一虛擬網路係與該第一層上的複數個實體鏈路相關聯，且該第三層上的該等虛擬路徑之每一虛擬路徑係與該第二層上的複數個虛擬網路相關聯；

選擇一區隔架構，而界定資源共用之範圍；

將該三層式階層疊合成一個兩層式階層，其中新的第一層包含該實體網路，且新的第二層包含複數個疊合虛擬路徑；

為每一疊合虛擬路徑推導對應的疊合結構矩陣；

序連該等疊合結構矩陣，以便產生一編譯後結構矩陣，用以代表將虛擬網路之路徑容量配置問題簡化成為一個等效的虛擬路徑之路徑容量配置問題；

在該等複數個實體鏈路的傳輸容量限制下，將容量分配給各疊合虛擬路徑；以及

利用一個界定各虛擬路徑與各邏輯鏈路間關係的路由矩陣，決定待分配給每一虛擬網路的每一虛擬鏈路之容量。

2. 根據申請專利範圍第1項之虛擬網路路徑容量配置方法

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

錄

六、申請專利範圍

，其中用來界定資源共用範圍的該區隔架構是一虛擬路徑區隔架構。

3. 根據申請專利範圍第1項之虛擬網路路徑容量配置方法，其中用來界定資源共用範圍的該區隔架構是一虛擬鏈路區隔架構。

4. 根據申請專利範圍第1項之虛擬網路路徑容量配置方法，其中用來界定資源共用範圍的該區隔架構是一實體鏈路區隔架構。

5. 根據申請專利範圍第1項之虛擬網路路徑容量配置方法，其中係由一演算法執行將容量分配給各虛擬路徑的該步驟，該演算法包含下列各步驟：

選擇一適當的平均訊息量比率函數，作為該電訊網路的每一虛擬路徑上負載之模型；

選擇一解答演算法，該解答演算法可運算以解決該一般性訊息流量之負載平衡問題；以及

利用該採用該平均訊息量比率函數之負載平衡演算法，在一電腦系統上執行計算，以便在該等虛擬路徑上產生儘量均勻之負載分配。

6. 根據申請專利範圍第1項之虛擬網路路徑容量配置方法，其中係由一演算法執行將容量分配給各虛擬路徑的該步驟，該演算法包含下列各步驟：

選擇一適當的平均訊息量比率函數，作為該電訊網路的每一虛擬路徑上負載之模型；

選擇一採用該平均訊息量比率函數作為阻塞量測之解

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

線

六、申請專利範圍

答演算法，該解答演算法可運算以解決該一般性訊息流量之負載平衡問題；以及

利用該採用該平均訊息量比率函數之負載平衡演算法，在一電腦系統上執行計算，以便在該等虛擬路徑上產生儘量均勻之負載分配。

7. 根據申請專利範圍第6項之虛擬網路路徑容量配置方法，其中係利用訊息流量量測決定該平均訊息量比率函數。
8. 根據申請專利範圍第6項之虛擬網路路徑容量配置方法，其中係以使一電訊網路上所提供訊息流量的特性理想化而決定該平均訊息量比率函數。
9. 根據申請專利範圍第8項之虛擬網路路徑容量配置方法，其中係針對一所提供訊息流量的均勻卜瓦松分配而使該平均訊息量比率函數理想化。
10. 根據申請專利範圍第8項之虛擬網路路徑容量配置方法，其中係針對一所提供訊息流量的多等級卜瓦松分配而使該平均訊息量比率函數理想化。
11. 根據申請專利範圍第8項之虛擬網路路徑容量配置方法，其中係針對一所提供訊息流量的常態分配而使該平均訊息量比率函數理想化。
12. 根據申請專利範圍第8項之虛擬網路路徑容量配置方法，其中係針對一所提供訊息流量的二項式分配而使該平均訊息量比率函數理想化。
13. 根據申請專利範圍第8項之虛擬網路路徑容量配置方法

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

線

六、申請專利範圍

，其中用來作為所提供訊息流量模型的平均訊息量阻塞量測是平均訊息量比率函數 $I_x(C)$ ，係將該平均訊息量比率函數計算作為一任意分配的隨機變數 X 大於或等於一預選數值 C 的機率的負對數之近似法，且該平均訊息量比率函數又是一個在分配的平均數上得到其最小值之凸函數。

14. 根據申請專利範圍第1項之虛擬網路路徑容量配置方法，其中係由一適應性虛擬路徑容量配置演算法執行將容量分配給各虛擬路徑的該步驟，該演算法包含下列各步驟：

將該等複數個實體鏈路對映到一個或多個虛擬路徑，該等虛擬路徑中之每一虛擬路徑都提供一個在該電訊網路的一對節點間可個別切換之連接；

規定每一實體鏈路的傳輸容量；

將經過選擇的複數個該等虛擬路徑集中到一路徑容量配置集合；

利用該平均訊息量比率函數作為阻塞量測，將傳輸容量的起始值分配給該路徑容量配置集合中之每一虛擬路徑，該等起始值中之每一起始值都相同且經過選擇，使阻塞較大；

以遞迴方式將容量已完全被分配給通過一實體鏈路的那些虛擬路徑的那些實體鏈路識別為關鍵鏈路，該遞迴識別步驟又包含下列各步驟：

利用先前的平均訊息量比率函數估計值及先前計算

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

線

六、申請專利範圍

出的移動參數值，計算待分配給每一虛擬路徑之容量；

將分配給每一實體鏈路的所有該等虛擬路徑之容量加總，以便得到每一實體鏈路上所分配的總容量；

將該平均訊息量比率函數估計值遞增一個計算量；

重新計算該路徑容量配置集合中每一虛擬路徑之移動參數；

將每一實體鏈路所分配的總容量與該實體鏈路之規定容量比較，以便決定該實體鏈路的未分配容量是否大致為零

輸出通過一被識別為關鍵鏈路的每一虛擬路徑上目前所分配的容量；

自該路徑容量配置集合中去掉通過每一關鍵實體鏈路的所有虛擬路徑；以及

重新界定該等實體鏈路之規定實際容量，以便補償分配給該等已去掉的虛擬路徑之容量。

15. 一種配置一載送一般性訊息流量的電訊網路上所界定各虛擬網路的路徑容量之系統，該網路具有複數個傳輸容量有限的互連鏈路，該系統包含：

定義一個至少三層的階層作為網路資源及需求的模型之裝置，其中第一層包含實體網路，第二層包含複數個虛擬網路，第三層包含複數個虛擬路徑，該第二層上的該等虛擬網路中之每一虛擬網路係與該第一層上的複數個實體鏈路相關聯，且該第三層上的該等虛擬路徑之每一虛擬路徑係與該第二層上的複數個虛擬網路相關聯；

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

線

六、申請專利範圍

選擇裝置，用以選擇一區隔架構，而界定資源共用之範圍；

疊合裝置，用以將該三層式階層疊合成一個兩層式階層，其中新的第一層包含該實體網路，且新的第二層包含複數個疊合虛擬路徑；

推導裝置，用以為每一疊合虛擬路徑推導對應的疊合結構矩陣；

序連裝置，用以序連該等疊合結構矩陣，以便產生一編譯後結構矩陣，用以代表將虛擬網路之路徑容量配置問題簡化成為一個等效的虛擬路徑之路徑容量配置問題；

分配裝置，用以在該等複數個實體鏈路的傳輸容量限制下將容量分配給各疊合虛擬路徑；以及

決定裝置，用以利用一個界定各虛擬路徑與各邏輯鏈路間關係的路由矩陣，決定待分配給每一虛擬網路的每一虛擬鏈路之容量。

16. 根據申請專利範圍第15項之虛擬網路路徑容量配置系統，其中用來界定資源共用範圍的該區隔架構是一虛擬路徑區隔架構。
17. 根據申請專利範圍第15項之虛擬網路路徑容量配置系統，其中用來界定資源共用範圍的該區隔架構是一虛擬鏈路區隔架構。
18. 根據申請專利範圍第15項之虛擬網路路徑容量配置系統，其中用來界定資源共用範圍的該區隔架構是一實體鏈路區隔架構。

六、申請專利範圍

19. 根據申請專利範圍第15項之虛擬網路路徑容量配置系統，其中將容量分配給各虛擬路徑的該裝置包含：

選擇一平均訊息量比率函數之裝置，用以選擇一適當的平均訊息量比率函數，作為該電訊網路的每一虛擬路徑上負載之模型；

選擇解答演算法之裝置，該解答演算法可運算以解決該一般性訊息流量之負載平衡問題；以及

執行計算之裝置，用以利用該採用該平均訊息量比率函數之負載平衡演算法，在一電腦系統上執行計算，以便在該等虛擬路徑上產生儘量均勻之負載分配。

20. 根據申請專利範圍第15項之虛擬網路路徑容量配置系統，其中將容量分配給各虛擬路徑的該裝置包含：

選擇平均訊息量比率函數之裝置，用以選擇一適當的平均訊息量比率函數，作為該電訊網路的每一虛擬路徑上負載之模型；

選擇一解答演算法之裝置，用以選擇一採用該平均訊息量比率函數作為阻塞量測之解答演算法，該解答演算法可運算以解決該一般性訊息流量之負載平衡問題；以及

執行計算之裝置，用以利用該採用該平均訊息量比率函數之負載平衡演算法，在一電腦系統上執行計算，以便在該等虛擬路徑上產生儘量均勻之負載分配。

21. 根據申請專利範圍第20項之虛擬網路路徑容量配置系統，其中係利用訊息流量量測決定該平均訊息量比率函數

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

線

六、申請專利範圍

22. 根據申請專利範圍第20項之虛擬網路路徑容量配置系統，其中係以使一電訊網路上所提供訊息流量的特性理想化而決定該平均訊息量比率函數。
23. 根據申請專利範圍第22項之虛擬網路路徑容量配置系統，其中係針對一所提供訊息流量的均勻卜瓦松分配而使該平均訊息量比率函數理想化。
24. 根據申請專利範圍第22項之虛擬網路路徑容量配置系統，其中係針對一所提供訊息流量的多等級卜瓦松分配而使該平均訊息量比率函數理想化。
25. 根據申請專利範圍第22項之虛擬網路路徑容量配置系統，其中係針對一所提供訊息流量的常態分配而使該平均訊息量比率函數理想化。
26. 根據申請專利範圍第22項之虛擬網路路徑容量配置系統，其中係針對一所提供訊息流量的二項式分配而使該平均訊息量比率函數理想化。
27. 根據申請專利範圍第22項之虛擬網路路徑容量配置系統，其中用來作為所提供訊息流量模型的平均訊息量阻塞量測是平均訊息量比率函數 $I_x(C)$ ，係將該平均訊息量比率函數計算作為一任意分配的隨機變數 X 大於或等於一預選數值 C 的機率的負對數之近似法，且該平均訊息量比率函數又是一個在分配的平均數上得到其最小值之凸函數。
28. 根據申請專利範圍第15項之虛擬網路路徑容量配置系統

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

線

六、申請專利範圍

，其中將容量分配給各虛擬路徑的該裝置包含：

對映裝置，用以將該等複數個實體鏈路對映到一個或多個虛擬路徑，該等虛擬路徑中之每一虛擬路徑都提供一個在該電訊網路的一對節點間可個別切換之連接；

規定每一實體鏈路的傳輸容量之裝置；

集中裝置，用以將經過選擇的複數個該等虛擬路徑集中到一路徑容量配置集合；

分配裝置，用以利用該平均訊息量比率函數作為阻塞量測，將傳輸容量的起始值分配給該路徑容量配置集合中之每一虛擬路徑，該等起始值中之每一起始值都相同且經過選擇，使阻塞較大；

遞迴識別裝置，用以利用遞迴方式將容量已完全被分配給通過一實體鏈路的各虛擬路徑的那些實體鏈路識別為關鍵鏈路，該遞迴識別裝置又包含：

計算裝置，用以利用先前的平均訊息量比率函數估計值及先前計算出的移動參數值，計算待分配給每一虛擬路徑之容量；

加總裝置，將分配給每一實體鏈路的所有該等虛擬路徑之容量加總，以便得到每一實體鏈路上所分配的總容量；

將該平均訊息量比率函數估計值遞增一個計算量之裝置；

重新計算該路徑容量配置集合中每一虛擬路徑的移動參數之裝置；

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

線

六、申請專利範圍

比較裝置，用以將每一實體鏈路所分配的總容量與該實體鏈路之規定容量比較，以便決定該實體鏈路的未分配容量是否大致為零；

輸出裝置，用以輸出通過一被識別為關鍵鏈路的每一虛擬路徑上目前所分配的容量；

去掉虛擬路徑之裝置，用以自該路徑容量配置集合中去掉通過每一關鍵實體鏈路的所有虛擬路徑；以及

重新界定實際容量之裝置，用以重新界定該等實體鏈路之規定實際容量，以便補償分配給該等已去掉的虛擬路徑之容量。

(請先閱讀背面之注意事項再填寫本頁)

裝

訂

線