



國立中山大學電機工程學系

碩士論文

適合即時性資料傳送的 IEEE 802.11 無線區域

網路協定

A Modified Distributed Coordination Function for Real-Time

Traffic in IEEE 802.11 WLAN

研究生：林安泰 撰

指導教授：李錫智 博士

中華民國九十二年七月

摘要

分散式協調功能(DCF)是傳統 IEEE 802.11 無線區域網路媒介存取控制(MAC)協定所採用的基本擷取方法，也就是利用載波感測多重擷取及碰撞避免(CSMA/CA)的技術，以及隨機延遲時間機制(binary slotted exponential backoff scheme)來達成工作站傳送與接收資料。然而，這種方法並不適合用來傳遞即時性資料，因為隨機延遲時間機制會產生很大的訊框延遲(delay)以及延遲的變動(jitter)。因此，我們提出一個改良的分散式協調功能(MDCF)。MDCF 利用提前時間延遲機制(forward backoff scheme)讓即時性資料擁有較高的優先權，降低了即時性資料的訊框延遲和延遲變動。同時，我們利用連線允入控制(CAC)來處理網路過載現象，避免因網路過於擁塞所造成的碰撞。我們的協定可以對即時性服務提供網路輸出率、訊框延遲以及訊框延遲變動等服務品質保證(QoS)。實驗結果顯示，MDCF 比其他 DCF 的方法有更低的訊框延遲和延遲變動，更適合用來傳送即時性資料。

關鍵字：無線區域網路，媒介存取控制，連線允入控制，時間延遲機制，即時性資料。

Abstract

The Distributed Coordination Function (DCF) which uses Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance (CSMA/CA) and binary slotted exponential backoff scheme is the basis of the IEEE 802.11 Medium Access Control (MAC) protocol. However, the DCF is not suitable for real-time traffic control since the backoff scheme may cause huge frame delay and jitter. We propose a modified DCF which uses a forward backoff scheme to remedy this disadvantage. In addition, a call admission control (CAC) is also proposed. Our protocol can guarantee service qualities such as the network throughput, frame delay, and jitter for real-time traffics. Besides, the modified DCF is still compliant with the IEEE 802.11 standard. Simulation results have shown that our method performs better than other DCF disciplines.

Keywords : IEEE 802.11, Wireless LAN, MAC, CAC , real time



目錄

摘要	i
Abstract	ii
第一章 簡介	1
第二章 IEEE 802.11 無線區域網路	4
2.1 IEEE 802.11 無線區域網路的硬體架構	4
2.2 IEEE 802.11 媒介存取控制層的通訊協定	7
2.2.1 分散式協調功能(DCF)	10
2.2.2 集中式協調功能(PCF)	14
2.3 IEEE 802.11 的同步處理	15
第三章 文獻探討	16
第四章 改良的分散式協調功能	21
4.1 相關前置工作	21
4.1.1 訊框定義	21
4.1.2 即時表格的建立與維護	22
4.2 提前時間延遲機制	25
4.2.1 提前時間延遲機制的操作	25
4.2.2 實例	27
4.3 連線允入控制	29
4.3.1 相關專有名詞的定義	30

4.3.2 連線允入控制的操作	31
第五章 數學分析	35
5.1 Markov Chain Model	35
5.2 Throughput Analysis	38
第六章 模擬結果與分析	40
6.1 模擬環境	40
6.2 實驗一	42
6.3 實驗二	49
6.4 實驗三	53
第七章 結論	57
參考文獻	58

圖表目錄

圖 2.1 Infrastructure Wireless LAN	5
圖 2.2 Ad hoc Wireless LAN	5
圖 2.3 DCF 與 PCF 的相關性	8
圖 2.4 超級訊框	8
圖 2.5 訊框切割	9
圖 2.6 DCF 基本存取程序	10
圖 2.7 DCF 基本存取機制	12
圖 2.8 DCF RTS/CTS 存取機制	12
圖 4.1 IEEE 802.11 MAC Frame Header	22
圖 4.2 Real-Time Table 維護演算法	24
圖 4.3 CWrt 和 CWnrt 的關係	27
圖 4.4 提前時間延遲機制實例	27
圖 4.5 連線允入控制演算法	34
圖 5.1 Markov chain model of forward backoff scheme	35
圖 6.1 所有即時性資料工作站的總輸出率	46
圖 6.2 所有非即時性資料工作站的總輸出率	46
圖 6.3 單一條即時性連線的輸出率	47
圖 6.4 即時性訊框的平均延遲時間	47
圖 6.5 即時性訊框在正常負載時的平均延遲時間	48
圖 6.6 即時性訊框的平均延遲變動	48

圖 6.7 不同 FMT 的即時性資料工作站總輸出率	51
圖 6.8 不同 FMT 的即時性訊框平均延遲時間	51
圖 6.9 不同 CAC 參數的即時性資料工作站總輸出率	52
圖 6.10 不同 CAC 參數的即時性訊框平均延遲時間	52
圖 6.11 即時性流量的輸出率	55
圖 6.12 即時性流量的平均延遲時間	56
圖 6.13 即時性流量的平均延遲變動	56
表 6.1 網路流量模組	41
表 6.2 預設的 MDCF 參數值	41
表 6.3 IEEE 802.11 系統環境參數	42
表 6.4 不同連線允入控制參數的模擬類別	50
表 6.5 各連線的建立與終止時間	53

第一章 簡介

因為無線通訊網路的便利性，無線通訊網路已經變成非常熱門的領域，也逐漸的普及化。在電腦網路方面，無線區域網路是一項重要且有用的技術[2, 3, 4]，很多地方，像是機場、火車站、咖啡廳或是其他戶外地區等，要架設傳統的有線區域網路會有些困難，而且成本也比較昂貴。所以，無線區域網路就變成了一種非常適合的替代網路。最近，由於網路實體層調變技術的進步，無線區域網路的頻寬有顯著的提升，因此利用無線區域網路來傳遞即時多媒體資訊的可行性變的更高了。不過，仍然有一些問題需要解決。即時多媒體網路必須提供某些服務品質(QoS : Quality of Service)的保證，這些品質保證通常包含訊框傳輸延遲(frame transfer delay)、訊框延遲變動(frame delay jitter)、訊框丟失的機率(frame lose rate)以及網路輸出率(throughout)等。因此這些服務品質保證便成為極須解決的議題。本篇論文的目的便是解決此議題，讓無線區域網路更適合用來傳送即時多媒體資訊。

最著名的無線區域網路協定標準是由 IEEE 所制訂的 IEEE 802.11 無線區域網路協定 [1]，此協定涵蓋媒介存取控制層(MAC layer : Medium Access Control layer)以及實體層(PHY layer : Physical layer)。IEEE 802.11 提供了 2Mbps 的頻寬，所使用的調變技術是直接序列展頻(DSSS : Direct Sequence Spread Spectrum)以及跳頻技術展頻(FHSS : Frequency Hopping Spread Spectrum)，所使用的頻帶位於 2.4G 的免申請頻帶，也因此讓 IEEE 802.11 變的如此熱門。

在 1999 年，IEEE 802.11b 又被提出來，此標準承續了原有的直接序列展頻技術以及 2.4G 的免申請頻帶，進而將頻寬提升到了 11Mbps。最近，擁有更高頻寬的 IEEE 802.11a 以及 IEEE 802.11g 相繼被提出，它們都是採用正交分頻多工調變 (OFDM : Orthogonal Frequency Division Multiplexing modulation) 技術，分別使用 5G 以及 2.4G 的免申請頻帶，頻寬都可達到 54Mbps 的高速度。另外，為了提供服務品質的保證，IEEE 802.11e 也被提出來，IEEE 802.11e 能提供不同優先權的服務，確保它們的服務品質。

IEEE 802.11 媒介存取控制層提供了兩種不同功能的擷取方法，一個是分散式協調功能 (DCF : Distribution Coordination Function)，另一個是集中式協調功能 (PCF : Point Coordination Function)。分散式協調功能是 IEEE 802.11 媒介存取控制層最基本的擷取方法，採用載波感測多重擷取及碰撞避免 (CSMA/CA : Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance) 的技術，以及隨機延遲時間機制 (binary slotted exponential backoff scheme)，提供工作站傳送和接收非同步資料，此功能不能提供服務品質保證，並不適合傳遞即時性資料。因此，IEEE 802.11 利用額外的集中式協調功能來傳送和接收即時性資料，集中式協調功能可提供服務品質保證，作法是由中央協調者排程並決定哪台工作站可以傳送資料，這個中央協調者通常是由擷取點 (AP : Access Point) 來擔任。不過很多研究結果顯示集中式協調功能的效果並不好，頻寬輸出率太低，所以現行的 IEEE 802.11 無線區域網路很少使用集中式協調功能 [5, 6, 7]。

對於解決 IEEE 802.11 無線區域網路傳遞即時性資料的問題，大部分都是採用分散多重存取的方法，很多相關機制都陸續被提出來。例如：Black-Burst (BB) Contention Mechanism [8]、Jamming Noise Mechanism [9]、Bandwidth Allocation/Sharing/Extension protocol (DBASE) [13]、Priority Scheme [14]、Differentiation Mechanism [15]、虛擬分散式協調功能(VDCF: Virtual DCF) [20, 21]以及 IEEE 802.11e [27]。

我們研究的主題是讓即時性資料能更順利的在 IEEE 802.11 無線區域網路 IBSS 上傳遞。在 IBSS 裡，通常沒有中央協調者，所以我們必須採用分散式的方法。我們提出了一個改良的分散式協調功能(MDCF: Modified DCF)。我們利用提前時間延遲機制(forward backoff scheme)讓即時性資料擁有較高的優先權，降低其訊框延遲和延遲變動以滿足服務品質保證。另外，我們也提出一個連線允入控制(CAC: Call Admission Control)來處理網路飽和狀態，連線允入控制能避免因網路過於擁塞所造成的大量碰撞。我們所提出的 MDCF 協定有較低的實做成本。實驗結果顯示，MDCF 比起其他 DCF 的方法有更低的訊框延遲和延遲變動，更適合用來傳送即時性資料。

本篇論文的架構如下：第二章概述 IEEE 802.11 無線區域網路，第三章介紹幾種其他學者提出的方法。第四章描述我們所改良的方法 Modified DCF(MDCF)，包含了提前時間延遲機制(forward backoff scheme)以及連線允入控制(CAC: Call Admission Control)。第五章提供一些數學分析。第六章展示出模擬的結果，比較 MDCF 與 DCF 及 VDCF 的效能。最後由第七章總結這篇論文。

第二章 IEEE 802.11 無線區域網路

在這章節裡，首先我們描述 IEEE 802.11 無線區域網路的硬體架構，以及各個元件的功能。之後介紹 IEEE 802.11 媒介存取控制層(MAC layer)的通訊協定，此部分主要介紹分散式協調功能(DCF)，另外，再簡單的描述集中式協調功能(PCF)。最後，我們再介紹 IEEE 802.11 的同步處理。

2.1 IEEE 802.11 無線區域網路的硬體架構

IEEE 802.11 制訂了兩種不同類型的無線區域網路基本架構，一種是有基礎架構的無線區域網路(Infrastructure Wireless LAN)，如圖(2.1)，另一種是無基礎架構的無線區域網路(Ad Hoc Wireless LAN)，如圖(2.2)。基礎架構是指現存的網路分散系統(Distribution System)，通常是由有線網路所組成。在這網路架構裡，會存在一種節點，用來連接無線區域網路和現存的網路分散系統，這種節點我們稱為擷取點(Access Points)，可以使存在於兩個不同無線區域網路的工作站互相通訊，也能讓無線區域網路裡的工作站擷取到分散系統中的網路資源。

有基礎架構的無線區域網路裡的工作站能透過擷取點，經由網路分散系統與其他區域網路工作站互相傳遞資料。而無基礎架構的無線區域網路則正好相反，並無法與該無線區域網路之外的工作站通訊，不過它擁有能夠即時架設的便利性，而且由於範圍較小，通常任意兩台工作站都能直接通訊。

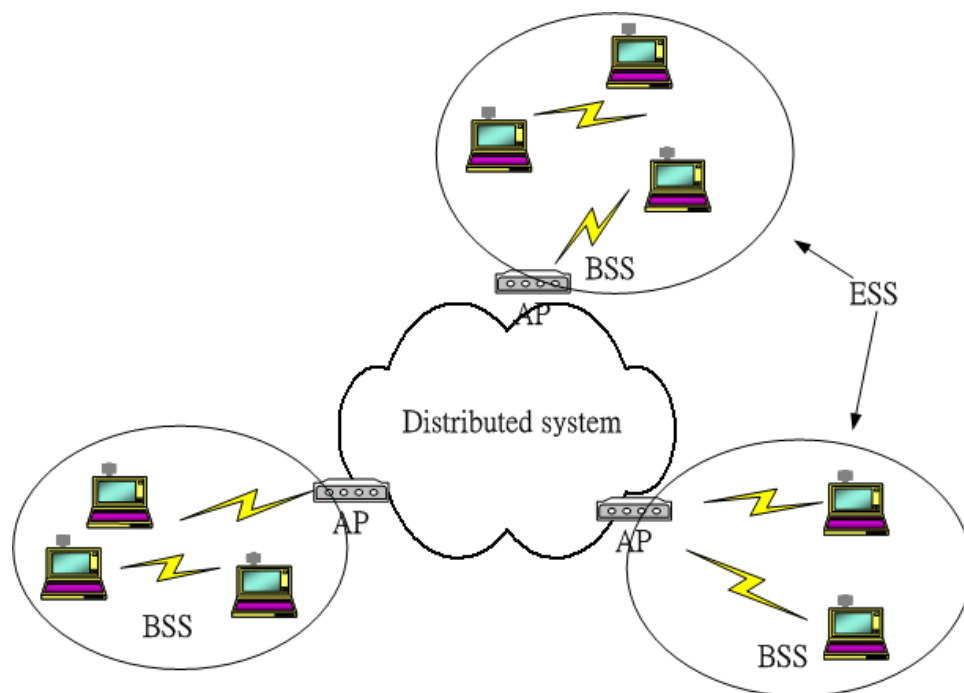


圖 2.1 Infrastructure Wireless LAN

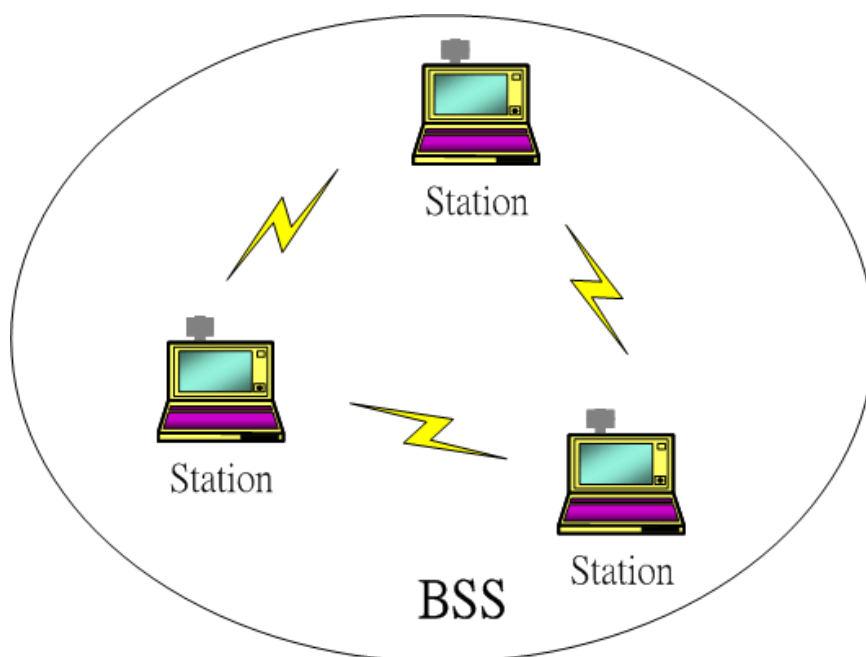


圖 2.2 Ad hoc Wireless LAN

IEEE 802.11 無線區域網路架構主要由下列元件所組成：

- Wireless Medium (WM)：
無線區域網路實體層所使用到的傳輸媒介。
- Station (STA)：
擁有 IEEE 802.11 MAC 層和 PHY 層介面的設備，稱為工作站。
- Station Service (SS)：
提供工作站傳送與接收資料的服務。
- Basic Service Area (BSA)：
在有基礎架構的無線區域網路中，每一個幾何建構方塊 (building block) 就是一個基本服務區域 (BSA)，它的範圍大小依據該區域中的工作站的環境與功率而定。
- Basic Service Set (BSS)：
基本服務區域裡，所有工作站的集合。
- Access Point (AP)：
用來連接 BSS 和 DS，稱做擷取點。通常一個 BSA 裡會有一個擷取點。
- Extended Service Area (ESA)：
數個 BSA 藉由各自擁有的 AP 與 DS 連接在一起，所形成的區域便叫擴充服務區域。
- Extended Service Set (ESS)：
擴充服務區域裡，所有工作站的集合。
- Distribution System (DS)：
通常是由有線網路所構成，可將數個 BSA 連接起來，稱做分散式

系統。

- Distribution System Service (DSS) :

分散式系統所提供的服務，使資料能在不同的 BSS 間傳送。

有基礎架構的無線區域網路包含上述所有元件，而無基礎架構的無線區域網路通常是指獨立的 BSS (IBSS)。

2.2 IEEE 802.11 媒介存取控制層的通訊協定

網路都是藉由媒介通道(channel)來傳遞資料訊號。媒介通道同一時間只能有一台工作站在傳送，若是超過一台工作站在傳送，資料訊號便會造成碰撞，而使得訊號產生錯亂，目的工作站也就無法正確接收到資料。但事實上，通道的數量都是非常有限的，所以都是由多台工作站共用一條通道。在這狀況下，若是工作站之間沒有經過協調，想傳送就傳送的話，勢必會有大量的碰撞發生，大大的降低網路傳輸效能。媒介存取控制層的通訊協定就是定義這些工作站之間的協調方式，減少資料訊號的碰撞。

IEEE 802.11 MAC 提供了兩種不同的協調功能：

- 分散式協調功能(DCF : Distributed Coordination Function)
- 集中式協調功能(PCF : Point Coordination Function)

協調功能是一個用來決定什麼時候那台工作站有權限傳遞資料的機制。DCF 是 IEEE 802.11 MAC 的基本擷取方法，它是利用載波感測多重擷取及碰撞避免(CSMA/CA: Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance)的技術，提供工作站傳遞與接收非同步資料。

而 PCF 主要是採用輪詢(Polling)機制，提供工作站傳遞與接收具有時限性的資料。圖(2.3)顯示 DCF 和 PCF 的相關性，PCF 須透過 DCF 來完成。在同一 BSS 裡，可藉由中央協調站(Point Coordinator)來控制 DCF 與 PCF 兩種服務的交替進行，免競爭週期和競爭週期應該輪流出現，整個大週期稱做一個超級訊框(Super Frame)，圖(2.4)。

因為無線電波易受干擾，並不適合傳送過長的訊框。為了提升訊框傳送的可靠性，訊框必須經過切割，如圖(2.5)。若訊框長度大於切割臨界值(Fragmentation Threshold)，便需經過切割才能傳送出

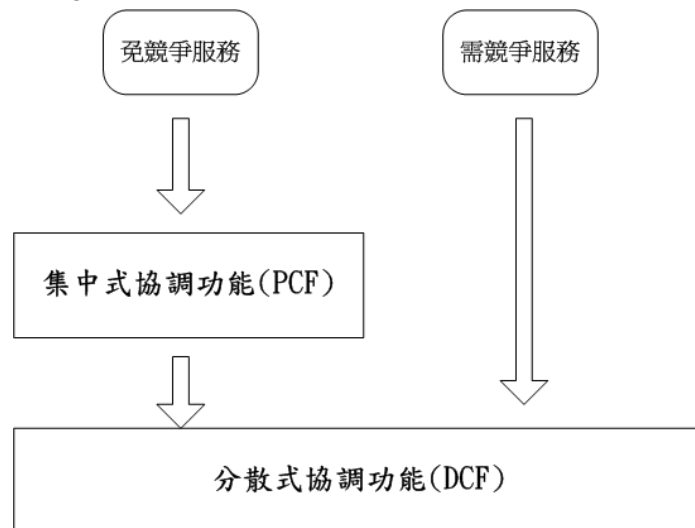


圖 2.3 DCF 與 PCF 的相關性

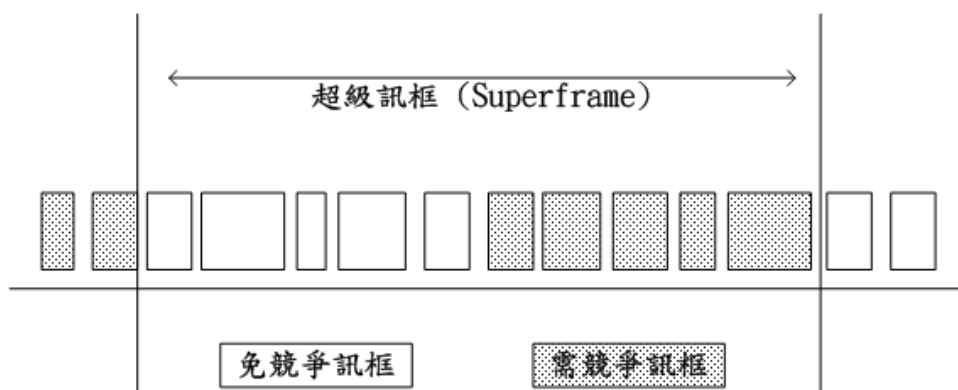


圖 2.4 超級訊框

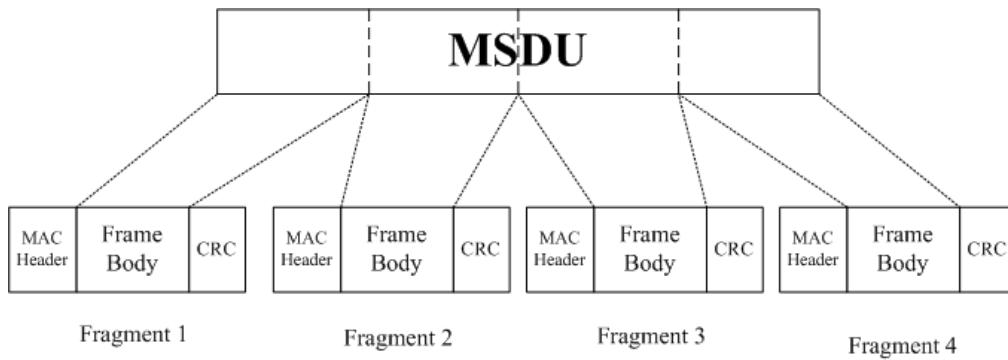


圖 2.5 訊框切割

去。在傳送時，每個經過切割的訊框(MPDU)都代表一個獨立訊框，都必須分別收到接收端的回覆訊息才行。而屬於同一個 MSDU 的 MPDU 在傳送時是以密集方式連續傳送，一個 MSDU 只需呼叫一次 DCF 或 PCF 的傳送服務即可。

訊框依據不同的需求通常會有優先權的高低，IEEE 802.11 藉由傳送訊框之前的間隔時間來區別不同優先權的訊框。優先權比較高的訊框給予比較短の間隔時間，優先權比較低的訊框給予比較長の間隔時間。IEEE 802.11 協定裡，定義了三個不同的間隔時間(IFIS: Inter Frame Space): short IFIS(SIFS)、PCF IFIS(PIFS)以及 DCF IFIS(DIFS)。SIFS 擁有最高優先權，用於傳送立即的控制訊框，例如：要求傳送訊框(RTS)、允許傳送訊框(CTS)、回覆訊框(ACK)等。PIFS 擁有次高優先權，通常用於 PCF 免競爭式傳輸功能，傳遞即時性資料。DIFS 則擁有較低的優先權，用於 DCF 競爭式傳輸功能，傳遞一般性非同步資料。

2.2.1 分散式協調功能(DCF)

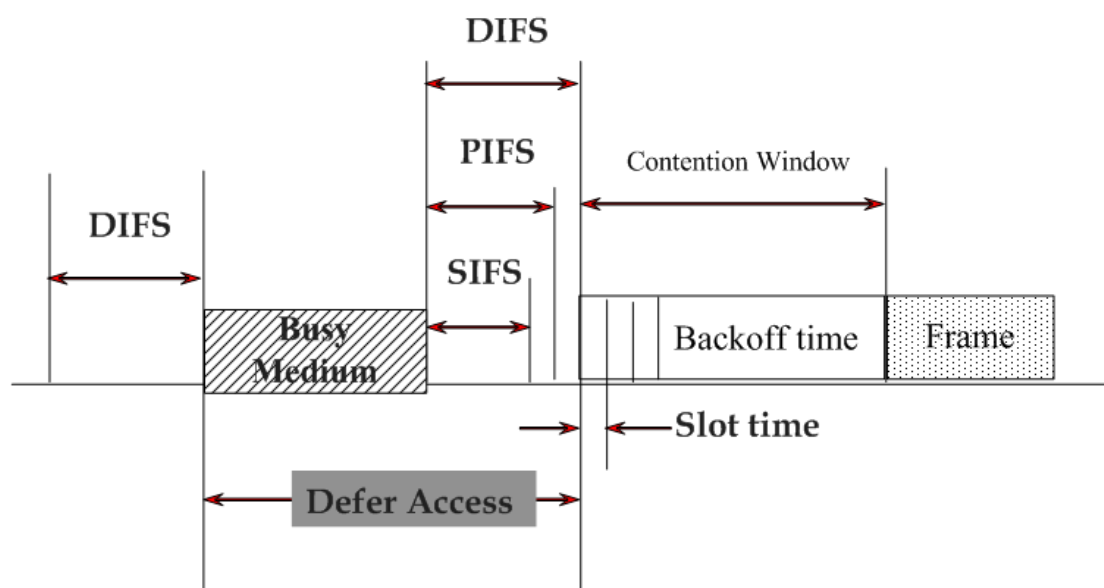


圖 2.6 DCF 基本存取程序

分散式協調功能是 IEEE 802.11 最基本的擷取方法，可適用於有基礎架構無線區域網路 (infrastructure) 以及無基礎架構無線區域 (ad hoc) 網路。所採用的技術是載波感測多重擷取及碰撞避免 (CSMA/CA) 技術，讓多台工作站能共同存取同一媒介。如圖 (2.6) 所示，在工作站要傳遞資料訊框之前，需先偵測載波上的訊號，若是訊號強度高於某一臨界值就表示網路上有其他工作站在傳送訊框，傳輸媒介是忙碌的狀態，此時便需暫緩傳送資料訊框，直到偵測到傳輸媒介變為空閒而且持續了一段 DIFS 的時間，才能傳送資料訊框。但由於多台工作站共同存取同一媒介很有可能產生碰撞，所以經過載波感測技術之後，需再進入 backoff 程序才能真正傳送資料訊框，這個 backoff 程序即是 CSMA/CA 中的碰撞避免機制。

工作站進入 backoff 程序後，便會隨機產生一個 backoff time，若是媒介持續保持空閒狀態，backoff time 便會隨著遞減，直到

backoff time 遞減到零，工作站便可開始傳送資料訊框。若是中途媒介變為忙碌狀態，backoff time 便停止遞減。要等到媒介再度變為空間狀態而且持續了一段 DIFS 時間後，backoff time 才會再度隨著媒介空間狀態而遞減。因為大部分的工作站所產生的隨機 backoff time 都不一樣，所以工作站開始傳送訊框的時間點也會不一樣，如此即可避免掉絕大部分的訊框碰撞。

backoff 程序能避免絕大部分的訊框碰撞，但是當兩台以上工作站的 backoff time 恰巧同時倒數到零時，便會一起傳送訊框，還是會產生碰撞。為了確認訊框有無發生碰撞，IEEE 802.11 採用回覆訊框 (ACK) 來確認資料訊框是否傳送成功。當目的工作站正確接收到資料訊框後，經過一段 SIFS 時間便須傳送一個回覆訊框 (ACK) 給來源工作站，告知來源工作站訊框已經成功接收。所以來源工作站傳送資料訊框後，應該會接收到 ACK 訊框，才算成功傳送資料訊框。若是在 ACK_Timeout 時間內沒收到 ACK 訊框，則代表資料訊框發生碰撞，傳送失敗，須進行資料訊框的重傳。

在 backoff 程序中，隨機 backoff time 的產生公式如下：

$$\text{backoff time} = \text{rand}(a,b) \times \text{slot_time}$$

$$b = \min(CW_{\min} \times 2^{\text{retries}}, CW_{\max})$$

rand(a,b) 函數傳回一個介於 a 和 b 的均勻機率分佈之隨機整數。通常 a 值為零，b 值則是 Contention Window 的大小，範圍介於 CW_{\min} 與 CW_{\max} 之間。b 值的起始值是 CW_{\min} ，之後隨著訊框碰撞次數而增加，

增加的幅度呈指數曲線。所以若是訊框發生碰撞, Contention Window 便會增大, 以降低再次碰撞的機率, 若是一再碰撞, Contention Window 便一再增大, 直到 CW_{max} 。等到資料訊框傳送成功, Contention Window 才會降為初始值 CW_{min} 。slot_time 指的是任何一台工作站偵測其他任何一台工作站是否在傳送訊框所需要的時間。IEEE 802.11 把時間分割為一個一個的時槽, slot_time 便是最基本的單位。此時間包含傳送器開啟延遲(transmitter turn-on delay)、媒介傳遞延遲(medium propagation delay)以及偵測到媒介忙碌的反應時間(response time of medium busy detection)。

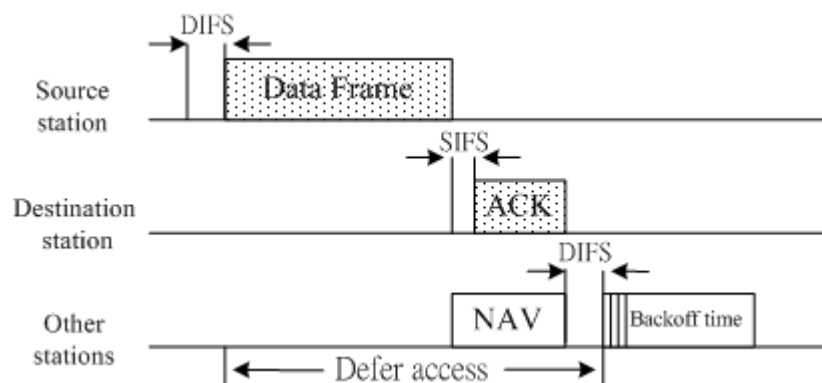


圖 2.7 DCF 基本存取機制

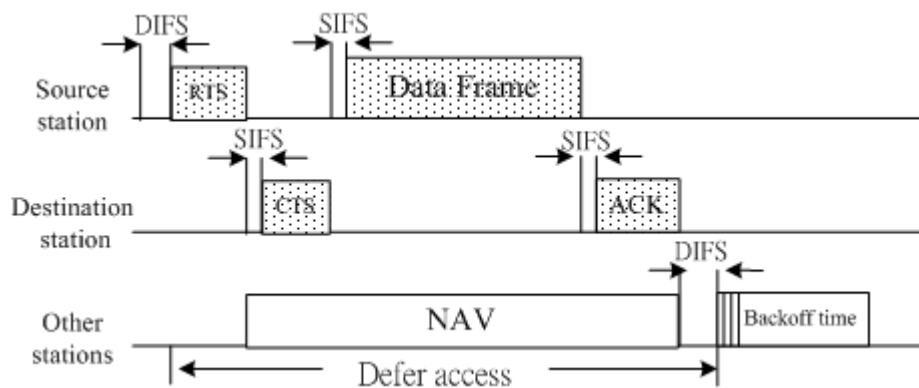


圖 2.8 DCF RTS/CTS 存取機制

上述的傳輸方式是屬於 DCF 的基本存取機制，如圖(2.7)，IEEE 802.11 為了解決無線區域網路中碰撞不易偵測的問題，另外制訂了一種額外的機制，叫做 RTS/CTS 存取機制，如圖(2.8)。RTS/CTS 存取機制和基本存取機制採用同樣的 CSMA/CA 技術，但是在來源工作站要傳送資料訊框之前，會先送一個要求傳送控制訊框 (RTS : Request to Send)，而目的工作站在收到 RTS 且經過一段 SIFS 時間後，便回送一個允許傳送控制訊框 (CTS : Clear to Send)。當來源工作站正確收到目的工作站所傳送的 CTS，即表示沒有碰撞發生，來源工作站便可以傳送資料訊框。同樣的，在送出資料訊框出去後，也會收到來自目的工作站所回覆的 ACK 訊框，如此便完成資料訊框的傳送。若是在 ACK_Timeout 時間內沒收到 ACK 訊框，則代表傳送失敗，須進行資料訊框的重傳。

無線區域網路中，由於有雜訊存在，實體層進行載波感測時有可能會產生誤判，因此 IEEE 802.11 提出虛擬載波感測 (Virtual Carrier Sense) 技術來解決此問題。虛擬載波感測技術是利用一個網路配置向量 (NAV : Net Allocation Vector) 記載其他工作站還需多少時間來傳送訊框，因此工作站便知道傳輸媒介是否處於忙碌狀態。其運作方式是當工作站傳送訊框時，會計算整個傳送過程所需的時間並將其值記錄在訊框標頭的持續時間 (duration) 欄位。其他工作站收到該訊框後，便會將訊框標頭的持續時間值記錄在自己的 NAV 裡，在 NAV 值未歸零前，就表示網路是忙碌的，此時工作站便不能傳送訊框。此方法利用 NAV 來確認傳輸媒介狀態，稱為虛擬載波感測法。

2.2.2 集中式協調功能(PCF)

IEEE 802.11 除了提供 DCF 外，也提供一種用來傳送具時限性訊框的方法，叫做集中式協調功能(PCF)。在 BSS 中，由協調者(Point Coordinator)決定哪台工作站可以傳送訊框，其方法是使用輪詢機制。協調者在免競爭週期的開始就取得傳輸媒介的控制權，並且以較短的等待間隔時間(PIFS)來維持傳輸媒介的控制權。所有在 BSS 中的工作站在免競爭週期開始時便將其 NAV 值設為免競爭最大週期，如此可以避免未被輪詢到的工作站傳送訊框。

在免競爭週期中，協調者與被輪詢者在傳送訊框時都不使用 RTS/CTS 控制訊框。可輪詢工作站在開始通訊之前可以要求加入協調者的輪詢名單，等被輪詢到時，若有訊框要送，則在一段 SIFS 時間後送出訊框。此訊框的目的工作站可以是任何工作站，且訊框也可順便攜帶一個回覆(ACK)訊息，用以回覆協調者上一次傳送來的訊框。若是工作站沒收到此訊框的 ACK，並不能立刻進行重傳，須等到下一次被輪詢到時，或是進入競爭週期後才能進行重傳。

由於協調者是依據輪詢名單來進行輪詢，因此輪詢名單的建立與維護是非常重要的。在工作站開始通訊前，必須利用 Association 控制訊框與協調者建立連線關係。工作站可以利用此控制訊框來表明是否要加入輪詢名單。而輪詢名單內的工作站若是想退出的話，則可利用 Reassociation 控制訊框來告知協調者。協調者可依據輪詢名單作不同方式的輪詢。例如對優先權較高的工作站給予較多的傳送機會。要採用哪一種排程演算法則由使用者自己決定。

2.3 IEEE 802.11 的同步處理

網路傳輸時，工作站彼此間的同步(synchronized)是非常重要的。若是兩台工作站時序(clock)不相同，會有很多問題產生。在無線區域網路裡，為了讓網路能正確運作，BSS 裡的所有工作站都必須達成同步。IEEE 802.11 在每台工作站上配置了時序同步功能計時器(TSF Timer : Timing Synchronization Function Timer)，再設法將每台工作站的 TSF Timer 調成同步。在有基礎架構的無線區域網路裡，是由擷取點來負責執行時序同步的功能。擷取點必須週期性的傳送帶有其 TSF Timer 值的 Beacon 訊框。工作站收到 Beacon 訊框後再比對訊框上 TSF Timer 值是否與自己的相符。若是不同，便應該修正自己的 TSF Timer 值。如此，便可讓 BSS 裡的所有工作站達成同步。

第三章 文獻探討

對於利用 IEEE 802.11 無線區域網路傳遞即時性資料的問題，很多解決的方法都相繼被提出來。由於集中式相關方法的效能比較差，最近的研究大都是採用分散式的多重存取方法來解決此問題。

Jamming-based 的機制首先被提出，在[8]中的 Black-Burst (BB) 競爭機制是一個極具代表的例子。在這個機制裡，即時性工作站在傳送訊框之前會先用能量脈衝(pulse of energy)來干擾媒介通道，藉此排序出即時性工作站的存取順序。這個干擾雜訊(Jamming Noise)的週期和即時性工作站為了等待媒介通道變空間所花掉的時間成正比。在傳輸完干擾雜訊之後，工作站會立即偵測媒介通道，假如媒介通道是空間的，該工作站便獲得傳送訊框的權限。假如工作站在傳送完干擾雜訊後，偵測到媒介通道是忙碌的(有其他工作站仍在傳送干擾雜訊)，便不能傳送訊框，需等待一段 DIFS 的媒介通道空間時間後，才能再度傳送干擾雜訊去競爭媒介通道的使用權。這表示干擾訊號愈長代表該工作站的優先權愈高，所以等待愈久的工作站，優先權會愈高，會愈早傳送出它的訊框。這樣可避免某一工作站一直搶不到媒介通道而無法傳輸，影響了服務品質。不過這個方法會浪費一些網路頻寬，因為在傳送訊框之前，都需先送出干擾訊號，會浪費頻寬。

論文[9]採用干擾雜訊的機制來區分出即時性工作站與非即時性工作站的優先權。此機制利用干擾雜訊程序取代即時性工作站原有的時間延遲機制，而非即時性工作站則繼續沿用時間延遲機制。當即時性工作站利用干擾雜訊在競爭媒介存取權時，非即時性工作站會因為

這些干擾雜訊而把媒介通道當成忙碌狀態，所以非即時性工作站會自動暫緩競爭媒介存取權，因而讓即時性工作站有較高的優先權。即時性工作站本身的干擾雜訊週期是由 1 到 Jamming Window(JW)間隨機產生，JW 的大小則是依據正在競爭的工作站數目以及系統內定參數所決定。不過如何知道正在競爭的工作站數目也是一項問題。這個機制裡的干擾雜訊週期和時間延遲機制的延遲時間相比會比較大，工作站必須等待比較長的一段時間才能被送出，因此會造成頻寬的浪費。而且當即時性工作站一直有訊框要傳送時，非即時性工作站將永遠沒機會傳送，造成極不公平的現象。

另外有學者提出了一個 priority distributed MAC protocol[10]，這協定使用[8]的 BB 競爭機制來當作優先權的分類方法(priority classification scheme)，再加上 initialization scheme 以及 transmission scheme 等三種方法。priority classification scheme 依據各工作站的優先權來傳送干擾雜訊，優先權愈高，干擾雜訊週期愈長。priority classification scheme 先選出擁有最高優先權的工作站群組，再利用 initialization scheme 來排定這些具有相同優先權的工作站的傳送順序。initialization scheme 採用二元競爭樹的方法分配給每台工作站一個獨一無二的 ID 序號，這些給定的 ID 序號由 1 到 N，N 為此優先權的工作站數目。最後工作站採用 transmission scheme，依各自的 ID 序號，由小到大傳送訊框。這個協定能有效避免訊框傳送時發生碰撞，因為它事先就排定訊框的傳送順序。不過為了排定這順序，initialization scheme 必須花掉很多時間，尤其是當工作站沒有碰

撞偵測能力的時候，所以這並不是一個非常好的方法。

除了 jamming-based 相關的機制外，還有其他頻寬管理的方法被提出來，DBASE 協定 [13] 正是一個非常有名的方法。在即時性工作站第一次成功爭取到傳送訊框的權力後，便能加入 ”預留表格”，之後便不必再和其他工作站競爭，直到連線結束都可以依照預留的頻寬傳送訊框而且間隔都會小於 D_{max} ， D_{max} 是所有訊框能夠忍受的最大延遲時間的最小值，如此便可以有效達到即時性資料的服務品質。當即時性工作站在競爭媒介存取權時，它使用比較小的間隔時間 (PIFS) 來提高優先權，而且它的 Contention Window 是介於 PIFS 與 DIFS 之間的位置。不過這樣的 Contention Window ($DIFS - PIFS$) 太小了而且又沒有伸縮彈性，當有多台工作站同時要爭取媒介存取權時，很難立即產生出一台勝利者，不斷競爭的結果會使競爭週期被拉的很長而浪費掉很多時間。另一方面，DBASE 內的頻寬分配與分享的運算式會增加大量的實做成本。

為了降低實做成本負擔，一些簡單、有效而且容易實做的方法陸續被提出 [14, 15, 16, 17, 18, 19, 20, 21, 27]。在這些論文裡，大部分都是採用不同的間隔時間、隨機時間延遲 初始的 Contention Window、Contention Window 變化程度以及最大訊框長度等相關方法來使不同優先權的資料能夠滿足各自的服務品質保證。論文 [14] 所提出的 priority scheme 讓不同優先權的訊框使用不同的間隔時間以及不同的隨機時間延遲。高優先權的訊框使用 PIFS 間隔時間以及 $[0, 2^{i+1} - 1]$ 的 Contention Window，低優先權的訊框使用 DIFS 間隔時間以及 $[2^{i+1}, 2^{i+2} - 1]$ 的 Contention Window，其中 i 代表此訊框企圖傳

送的次數。但是這個方法可能會導致相同優先權的訊框常常發生碰撞，因為它的 Contention Window 大小變為傳統的一半，碰撞機率也隨之增加。Differentiation mechanism [15]則是採用不同 DIFS 的大小來區分優先權等級。更改原本 IEEE 802.11 的 DIFS 大小，讓高優先權的訊框擁有比較小的 DIFS，低優先權的訊框擁有比較大的 DIFS。另外一個 service differentiation mechanism [16]採用不同的 Contention Window 初始值，以及不同的 Contention Window 大小，來實現訊框的不同優先權等級。[17]的作者提出了三種優先權方法：static priority scheduling (SPS)、priority waiting time (DIFS) mechanism 以及 priority backoff time mechanism。SPS 是直接採用硬體實做的方法，使用好幾個不同優先權等級的暫存器來暫存不同優先權等級的訊框，優先權比較高的暫存器所儲存的訊框會提早被傳送出去。不過這個方法太耗費硬體成本了。priority waiting time (DIFS) mechanism 則和[15]大同小異。priority backoff time mechanism 依據訊框的優先權，利用不同的機率分佈從 Contention Window 中選取 backoff time。但是不同的機率分佈很難去實做出來。[19]的作者提出的 priority scheme 是利用 Contention Window 的初始值、Contention Window 的成長倍數以及最大的傳送次數三種方法。優先權比較高的訊框擁有比較小的 Contention Window 初始值、比較小的 Contention Window 的成長倍數(大於 1)以及比較小的最大的傳送次數。[20, 21]則是有名的 Virtual DCF (VDCF) mechanism，此機制依不同的訊框優先權採用不同的 Contention Window 以及間隔時間，而且加上 SPS 方式，將不同優先權的訊框存在不同的暫存器內

來增進效能。IEEE 802.11e[27]則延續 VDCF 的方法，採用 Enhanced Distributed Coordination Function(EDCF)，依照不同優先權給定不同的間隔時間(AIFS)、起始 Contention Window 以及 Contention Window 的成長倍數。在一台工作站內不同優先權的資料可同時產生不同的 backoff time 互相競爭，若是多個不同優先權資料的 backoff time 同時倒數到零，排程器會讓高優先權的資料先傳送以避免虛擬碰撞(Virtual Collision)。

上述的所有方法都是簡單而且有效的，不過對於網路飽和時都沒有一套解決的方法。當網路飽和時，會產生大量的碰撞使得訊框延遲時間和延遲變動無法滿足服務品質，這時網路便會癱瘓掉。我們參考上述各種機制的優缺點，提出了一個新方法，叫做改良的分散式協調功能，它具有低實做成本而且能避免網路飽和時的種種問題，下一章將會詳細介紹。

第四章 改良的分散式協調功能

為了解決 IEEE 802.11 無線區域網路傳遞即時性資料的問題，我們提出了一個改良的分散式協調功能(MDCF : Modified DCF)。我們利用提前時間延遲機制(forward backoff scheme)以及連線允入控制(CAC : Call Admission Control)來提高 IEEE 802.11 無線區域網路傳遞即時性資料的效能。以下先介紹相關前置工作，再分別介紹提前時間延遲機制與連線允入控制。

4.1 相關前置工作

4.1.1 訊框定義

IEEE 802.11 MAC 訊框標頭的格式如圖(4.1)。原本的 IEEE 802.11 只有定義一般性訊框，並無法區分出即時性訊框和非即時性訊框，為了讓 BSS 裡的工作站能區分這兩種訊框，我們私自定義了即時性訊框的訊框標頭。把訊框標頭裡的 type 和 subtype 欄位分別設為 10 和 1000，此訊框即為即時性訊框。另外，我們將即時性訊框標頭裡的 duration 欄位拿來當作 required bandwidth 欄位，用來記錄該訊框所屬連線所需的頻寬。為了避免與原來 duration 欄位產生混淆，我們將 required bandwidth 欄位的前三個位元設為 110，而剩餘的位元則用來記錄所需頻寬。以上的欄位值都是 IEEE 802.11 所預留的，所以並不會和現存的訊框重複。

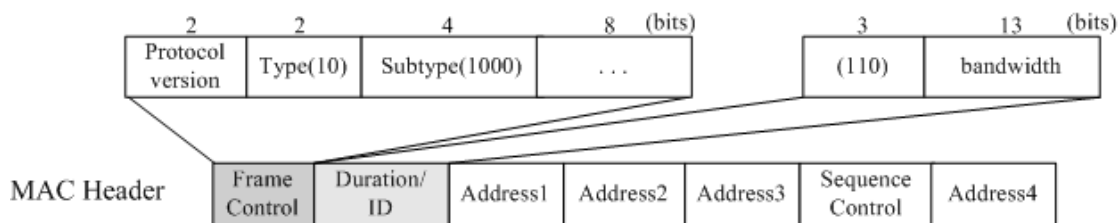


圖 4.1 IEEE 802.11 MAC Frame Header

4.1.2 即時表格的建立與維護

在 MDCF 裡，每台即時性工作站和非即時性工作站都必須建立以及維護一個即時表格(RTT：Real-Time Table)。這個表格記錄著所有即時性連線的資訊，目的是為了算出現存網路的所有即時性流量頻寬，以及知道正在傳輸的即時性連線有哪些。RTT 上的資訊包含每條即時性連線的來源工作站 MAC 位址(source MAC address)、目的工作站 MAC 位址(destination MAC address)、該連線所需頻寬(required bandwidth)以及更新時間(fresh time)等。為了讓整個 BSS 的工作站能更加順利的運作，所有工作站的即時表格必須是一致的。

當即時性來源工作站送出該所屬連線的第一個訊框時，訊框標頭必須帶有該連線所需的頻寬，此資訊是由網路上層所提供的。所以當其他工作站接收到此訊框後，它們便把從訊框標頭所得到的資訊加到自己的 RTT 裡面。假設我們是在 IBSS 裡，所有工作站都能順利接收到此訊框，並且把資訊加入自己的 RTT。而即時性來源工作站在接收到 ACK 後，表示本身連線已經建立，也把此連線資訊加入自己的 RTT，這時所有工作站的 RTT 便達成一致化。同樣的，當一台即時性來源工作站要結束本身連線時，它把該連線最後一個訊框標頭上的 required bandwidth 欄位設為 0，用來告知其他工作站此連線已結束。同時並

把此連線資訊從自己的 RTT 中刪除。當其他工作站接收到一個 required bandwidth 欄位值為 0 的訊框，表示此訊框所屬連線要結束了，於是便把該連線資訊從自己的 RTT 中刪除。

為了避免某些意外狀況而使一些工作站沒有接收到某連線的第一個訊框或是最後一個訊框，造成 RTT 的不一致。除了上段描述的第一個訊框和最後一個訊框須附帶 required bandwidth 欄位值外，即時性來源工作站每隔一段 RT_flag_time 時間便須在正在傳送的訊框標頭上加入 required bandwidth 欄位值。我們把這些除了第一個和最後一個訊框外，帶有 required bandwidth 欄位值的訊框稱做 normal frame。然後，那些沒有接收到某連線的第一個訊框的工作站便可依據連線的 normal frame 而把該連線資訊加入自己的 RTT，因此就不會遺落掉任何一條連線。同理，那些沒有接收到某連線的最後一個訊框的工作站若是持續一段 $RT_flag_timeout$ 都沒接收到 normal frame，它們便把該連線的資訊從 RTT 中刪除。如此，RTT 便不會留有已經結束的連線，而與實際網路狀況不符。而每台工作站的 RTT 也能保持一致性。維護 RTT 的演算法如圖(4.2)。

Source Station :

```
IF (transmitting a real-time frame A) {  
  IF (A is the first frame of one connection)  
    WHEN (receive ACK)  
      Add the connection information into RTT ;  
  ELSE IF (A is the last frame of one connection)  
    Delete the connection information from RTT ;  
}
```

Destination and Other Stations :

```
IF (receive a real-time frame B) {  
  IF (B is the first frame of one connection)  
    Add the connection information into RTT ;  
  ELSE IF (B is the last frame of one connection)  
    Delete the connection information from RTT ;  
  ELSE IF (B is the normal frame of one connection)  
    IF (the connection has recorded in RTT )  
      Fresh_time = System_time ;  
    ELSE  
      Add the connection information into RTT ;  
}  
IF (System_time - Fresh_time > RT_flag_timeout)  
  Delete the connection information from RTT ;
```

圖 4.2 Real-Time Table 維護演算法

4.2 提前時間延遲機制

在 IEEE 802.11 裡，當訊框發生碰撞而重傳時，Contention Window 便會加倍。若是這種狀況連續發生，那 Contention Window 將變得很大很大並且會浪費很多傳輸時間。這種傳統的 slotted exponential backoff scheme 會產生很大的訊框延遲和延遲變動，並不適合即時性資料的傳送。因此，我們提出一個提前時間延遲機制 (forward backoff scheme) 讓即時性資料擁有較高的優先權，降低訊框延遲和延遲變動以滿足服務品質保證。

4.2.1 提前時間延遲機制的操作

如同 CSMA/CA 機制，在工作站要傳遞資料訊框之前，需先偵測載波上的訊號，若是傳輸媒介是忙碌的狀態，此時便需暫緩傳送資料訊框。直到偵測到傳輸媒介變為空閒而且持續了一段 DIFS 的時間後，才會進入提前時間延遲程序 (forward backoff procedure)。工作站進入提前時間延遲程序後，便會隨機產生一個隨機提前延遲時間 (FBT: forward backoff time)，若是傳輸媒介持續保持空閒狀態，FBT 便會隨著遞減，直到 FBT 遞減到零，工作站便可開始傳送資料訊框。若是中途傳輸媒介變為忙碌狀態，FBT 便停止遞減。要等到傳輸媒介再度變為空閒狀態而且持續了一段 DIFS 時間後，FBT 才會再度隨著傳輸媒介空閒狀態而遞減。即時性工作站 FBT 產生公式如下：

$$FBT(rt) = \text{rand}(0, CWB) \times \text{slot_time} \quad (4.1)$$

$$CWB = \text{bias} + \text{weight} \times \text{total_bandwidth} \quad (4.2)$$

而非即時性工作站產生 FBT 的公式如下：

$$FBT(nrt) = (CWB + rand(0,b)) \times slot_time \quad (4.3)$$

$$b = \min(CW_{min} \times 2^{retries}, CW_{max}) \quad (4.4)$$

其中 CWB 為即時性資料 Contention Window 和非即時性資料 Contention Window 的臨界，它會隨著 IBSS 裡的即時性流量頻寬而改變，如(4.2)式。此式子裡的 total_bandwidth 代表整個 IBSS 內正在傳送的即時性流量的所有頻寬，其值是由各工作站的 RTT 計算而得。bias 和 weight 的預設值則分別為 5 和 0.005，使 CWB 隨著即時性流量頻寬而線性成長。對於即時性資料，CWB 值等於是它的 Contention Window 大小，不同於 IEEE 802.11 時間延遲機制，它的 Contention Window 並不會隨著重傳次數而成指數曲線增加，而是和網路負載呈線性關係。因為網路負載通常不會頻繁且快速的變動，所以即時性資料的 Contention Window 也不會頻繁的改變，而且 Contention Window 是符合當時的網路狀態，這能讓網路傳輸更加順利，減少訊框碰撞，並且減低訊框延遲變動。另一方面，對非即時性資料來說，它的 Contention Window 和原始的 IEEE 802.11 一樣，都是 $b - a$ ，且會隨著重傳次數而成指數曲線增加，只不過所產生的隨機延遲時間會往後順移 CWB 個 slot_time，如(4.3)式、(4.4)式。這是為了讓非即時性資料優先權低於即時性資料，並且避免彼此間產生碰撞。如圖(4.3)所示，非即時性資料的 Contention Window 位於即時性資料 Contention Window 之後，所產生出的非即時性資料的隨機延遲時間一定大於即時性資料的隨機延遲時間。所以，即時性資料訊框會優先傳送。

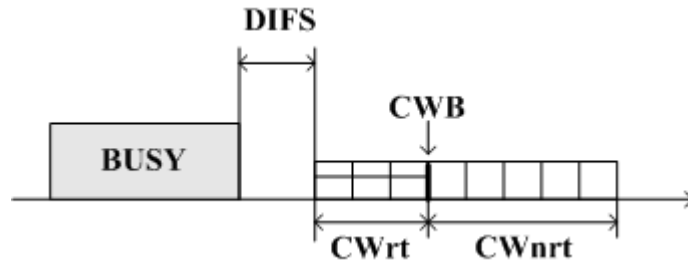


圖 4.3 CWrt 和 CWnrt 的關係

當目的工作站正確接收到資料訊框後，經過一段 SIFS 時間便會傳送一個回覆訊框 (ACK) 給來源工作站，告知來源工作站訊框已經成功接收。所以來源工作站傳送資料訊框後，應該會接收到 ACK 訊框，此時才算成功傳送資料訊框。若是在 ACK_Timeout 時間內沒收到 ACK 訊框，則代表傳送失敗，須進行資料訊框的重傳。若此重傳的訊框是非即時性訊框，Contention Window 將隨著重傳次數而成指數倍增；若重傳的訊框是即時性訊框，則 Contention Window 不會增加。

4.2.2 實例

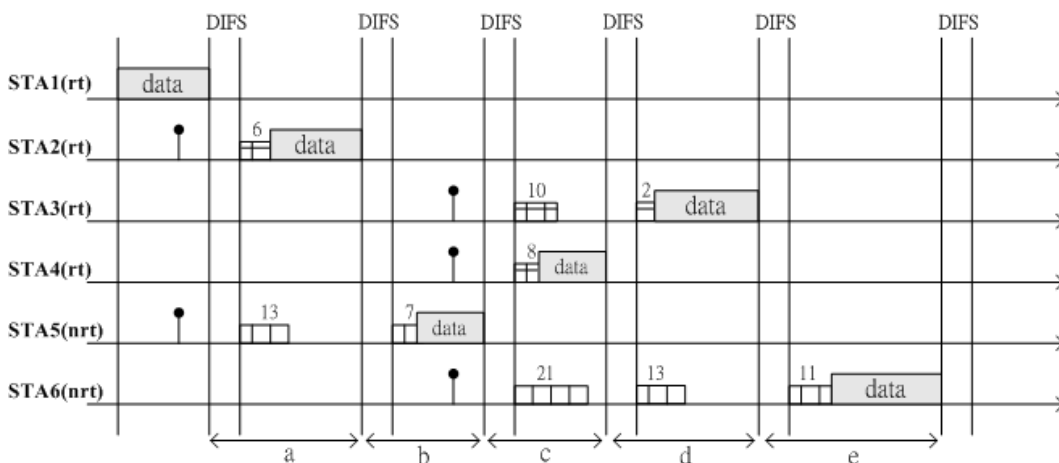


圖 4.4 提前時間延遲機制實例

圖(4.4)是一個提前時間延遲機制的簡單實例。假設在 IBSS 裡，有六台來源工作站要傳送資料，其中 STA1、STA2、STA3 和 STA4 是即時性來源工作站，STA5 和 STA6 是非即時性來源工作站。STA1 和 STA2 各自的連線所需頻寬都是 1040 Kbps，而 STA3 和 STA4 各自的連線所需頻寬都是 520 Kbps。例子一開始，STA1 已經取得傳輸媒介控制權並且正在傳送訊框，同時間，STA2 和 STA5 都有訊框準備要傳送。在 STA1 傳送結束後，並經過一段 DIFS 的傳輸媒介空間時間，STA2 和 STA5 便分別隨機產生 FBT 值。在 a 期間，網路的總流量頻寬是 1040 Kbps，經由(4.2)式求得 CWB 值為 10。假設 STA2 產生的 FBT 值是 6 slot_time，STA5 產生的 FBT 值是 13 slot_time。我們可以發現 STA2 的 FBT 值一定會小於 STA5 的 FBT 值，因為 STA2 是即時性工作站，而 STA5 是非即時性工作站。STA2 和 STA5 產生 FBT 後便開始隨傳輸媒介的空間而遞減，直到 STA2 的 FBT 值遞減到零，此時 STA5 剩下 7 slot_time 的 FBT。由於 STA2 的 FBT 值已遞減到零，所以 STA2 便可優先傳送訊框。等 STA2 傳送結束後，並經過一段 DIFS 的傳輸媒介空間時間，便進入 STA5 的提前延遲時間程序。在 b 期間，網路的總流量頻寬是 2080 Kbps，經由(4.2)式求得 CWB 值為 15。但此時 STA5 的 FBT 並不需要重新計算，而是保留原有的 7 slot_time。經過 7 slot_time 的倒數，STA5 便可開始傳送訊框。而 STA3、STA4 和 STA6 在此時也有資料產生，並企圖傳送。STA5 傳送結束後，並經過一段 DIFS 的傳輸媒介空間時間，STA3、STA4 和 STA6 都會產生 FBT 值，並開始遞減。在 c 期間，由於剛剛 STA5 是屬於非即時性工作站，所佔用的頻寬並沒記錄到 RTT 裡，所以這段期間的總流量頻寬還是 2080

Kbps，CWB 值還是 15。假設 STA3、STA4 和 STA6 所產生的 FBT 值分別是 10、8 和 21 slot_time，其中 STA3 和 STA4 的 FBT 還是小於 STA6 的 FBT。STA4 的 FBT 會先倒數到零，並開始傳送訊框。此時 STA3 和 STA6 還分別保有 2 和 13 slot_time 的 FBT。在 d 期間，網路的總流量頻寬是 2600 Kbps，經由計算求得 CWB 值為 18。在 STA4 傳送完畢後，並經過一段 DIFS 的傳輸媒介空間時間，STA3 和 STA6 的 FBT 便開始遞減。當 STA6 仍留有 11 slot_time 的 FBT 時，STA3 的 FBT 已經倒數完，並開始傳送訊框。在 e 期間，網路的總流量頻寬是 3120 Kbps，經由計算求得 CWB 值為 21。當 STA3 傳送完並經過一段 DIFS 的傳輸媒介空間時間，STA6 的 FBT 便開始遞減，直到 11 slot_time 遞減到 0 slot_time，STA6 便開始傳送資料。

在這個例子裡，我們可以看到若是即時性工作站和非即時性工作站同時有資料要傳送，則即時性工作站一定會優先傳送。這確保了即時性資料的絕對優先權，使無線區域網路更適合傳送即時性資料。

4.3 連線允入控制

連線允入控制(CAC: Call Admission Control)主要是用來減少網路負載過大時所造成的訊框碰撞，進而保證網路服務品質。當網路負載超過某一臨界時，訊框就會開始大量碰撞，一再地重傳會使得訊框延遲和延遲變動增大，網路輸出率也會降低。上述狀況非常不適合即時性資料的傳送，所以我們提出了一個連線允入控制來解決此問題。工作站要傳送資料之前，必須先經過各自的連線允入控制的允許，建立起連線，才能進入提前時間延遲程序，進而傳送資料。若是

連線允入控制認為此連線會影響網路狀況而使服務品質不滿足要求，便會反對此連線的建立，工作站也就不能傳送資料。如此的機制，可有效保證網路服務品質。因為在 IBSS 裡，並沒有中央控制者，所以連線允入控制必須操作在每台工作站，由各工作站自行管理。因此連線允入控制的一致性也變得非常重要。

4.3.1 相關專有名詞的定義

在我們的連線允入控制裡，我們定義了以下的專有名詞：

- Frame Miss Time(FMT)：即時性訊框所能允許的最大延遲時間。
- Missed Frame(MF)：訊框延遲時間大於 FMT 的即時性訊框。
- Frame Miss Rate(FMR)：在 IBSS 裡，Missed Frame 與 Total Frame 的比率。在連線建立或結束後會將 Missed Frame 與 Total Frame 歸零，並重新計算 FMR。
- FMR_HIGH：網路所能允許的最大 FMR 門檻。
- FMR_LOW：重新允許連線建立的 FMR 門檻，此值必須小於 FMR_HIGH。
- FMR_NRT：允許非即時性資料存在的最大 FMR 門檻。此值必須小於 FMR_LOW。
- RT_LOCK：判斷即時性資料連線能否建立的變數。
- NRT_LOCK：判斷非即時性資料能否傳送的變數。

我們利用 FMT 來當作即時性訊框是否合格的標準。若是即時性訊框的延遲時間大於 FMT，則此訊框被當作 Missed Frame，並且不適用

於即時性服務，可能會被目的工作站丟棄。相反的，若是即時性訊框的延遲時間小於 FMT，則此訊框可正常的被接收與使用。當然，我們可以針對不同的即時性服務來設定不同的 FMT，以滿足實際需求。在我們的連線允入控制裡，FMR 被當作新連線是否能建立的網路狀態依據。我們認為 FMR 可以確切的反應出網路當時的狀態，尤其是對於即時性服務而言，用 FMR 當依據比用網路總流量頻寬更有實質意義，因為它包含了訊框延遲與訊框遺失的概念。我們設置了三個 FMR 門檻值，用來當作連線允入控制是否能讓新連線建立的門檻。這三個 FMR 門檻值由大到小分別是 FMR_HIGH FMR_LOW 和 FMR_NRT, 其中 FMR_HIGH 和 FMR_LOW 是判定即時性連線能否建立的門檻，FMR_NRT 是判定非即時性資料能否傳送的門檻。這三個門檻值都可以由使用者自行設定，藉此來調整我們連線允入控制的嚴謹程度。

4.3.2 連線允入控制的操作

當一台即時性目的工作站接收到資料訊框，它便開始計算此訊框的延遲時間。假如訊框延遲時間大於 FMT，該訊框便會被標記為 Missed Frame，而且回覆該訊框的 ACK 也會附帶相關資訊，用以告知 IBSS 裡的所有工作站。該相關資訊就是把 ACK 訊框標頭上的 Missed Bit 欄位設為 true。若是訊框延遲時間小於 FMT，該訊框即為正常的訊框，所回覆的 ACK 訊框標頭上的 Missed Bit 欄位將被設為 fault。然後，當來源工作站和 IBSS 上的其他工作站接收到此 ACK 後，便察看 ACK 訊框標頭上的 Missed Bit 欄位值以確認之前那個訊框是否為 Missed Frame，而 FMR 也會被重新計算。因為在 IBSS 裡的所有工作

站都能接收到此 ACK，所以所有工作站的 FMR 值也都是相同的。所有工作站的連線允入控制也會達成一致性。

假如 FMR 大於 FMR_NRT，這表示非即時性資料連線對即時性資料連線的影響超過我們所能忍受的範圍，那麼網路上所有非即時性資料連線都會被中斷而且新的非即時資料連線也不能再建立。這時我們將 NRT_LOCK 的值設為 true，用以限制非即時性資料的傳送，非即時性資料也將不會影響到即時性資料的服務品質。等到網路狀態負載變低，而且 FMR 等於 0 時，也就是全部的即時性資料都能成功被接收時，NRT_LOCK 值才會恢復為 fault，非即時性資料連線才能再度建立。假如 FMR 大於 FMR_HIGH，這表示網路狀態已達飽和，此時網路所傳遞的即時性資料將無法滿足我們的服務品質要求。最新建立的即時性資料連線將被迫中斷，而且 RT_LOCK 值會被設為 true，使得新的即時性資料連線無法建立。在最新建立的即時性資料連線被迫中斷後，FMR 將會恢復到小於 FMR_HIGH，使得服務品質滿足要求。上述最新建立的即時性資料連線可由 RTT 得知。另外，因為新加入的連線會造成整體網路更加壅塞，使服務品質再度不符要求，所以此時新連線仍不能建立。直到 FMR 下降到低於 FMR_LOW，RT_LOCK 便會被設為 fault，新的即時性資料連線也就能夠被允許建立，這表示網路已經穩定，而且新連線建立後不會違反服務品質要求。對於即時性資料連線，我們使用了兩個門檻值，FMR_HIGH 與 FMR_LOW，能避免連線允入控制的不穩定。假如只設置一個門檻值，在網路狀態趨於飽和時，FMR 會在門檻值旁上下跳動，造成連線允入控制一下允許連線建立，一下禁止連線建立。

上述的 RT_LOCK 和 NRT_LOCK 是用來決定即時性資料連線和非即時性資料連線能否建立的變數，會隨著網路狀態而改變。所以當來源工作站要建立新連線時，須先確認這兩個變數。當一台來源工作站要建立一條新的即時性資料連線，須先通過本身的連線允入控制，也就是確認 RT_LOCK 的值。假如 RT_LOCK 的值是 true，那麼這條新的即時性資料連線將不能建立。假如 RT_LOCK 的值是 fault，那麼此即時性資料連線便可成功建立，進而採用 CSMA/CA 與提前時間延遲機制去爭取傳輸媒介控制權。同樣的，當一台來源工作站要建立一條新的非即時性資料連線，也須先確認 NRT_LOCK 的值。假如 NRT_LOCK 的值是 true，那麼這條新的非即時性資料連線將不能建立。假如 NRT_LOCK 的值是 fault，那麼此連線將能成功建立，進而採用 CSMA/CA 與提前時間延遲機制去爭取傳輸媒介控制權。我們的連線允入控制的演算法如圖(4.5)所示。

使用我們的連線允入控制能避免因為網路負載過大所造成的大量訊框碰撞，而且能得到服務品質保證。訊框延遲時間通常被控制在小於 FMT 的範圍內，而且訊框延遲變動也都能符合要求。雖然我們需付出一些實做成本，但結果應該是值得而且令人滿意的。

Transmitter :

```
IF (NRT_LOCK)
    Reject the new non-real-time connection;
ELSE
    Establish the new non-real-time connection;
IF (RT_LOCK)
    Reject the new real-time connection;
ELSE
    Establish the new real-time connection;
```

All Stations :

```
IF (a new real-time connection is established || a old real-time
connection is finished)
    Reset the numbers of Missed Frames and Total Frames;
FMR = number of Missed Frames / number of Total Frames;
IF (!NRT_LOCK && FMR > FMR_NRT){
    Drop all old non-real-time connections;
    NRT_LOCK = true;}
IF (NRT_LOCK && FMR == 0)
    NRT_LOCK = fault;
IF(!RT_LOCK && FMR > FMR_HIGH){
    Drop the latest real-time connection;
    RT_LOCK = true;}
IF (RT_LOCK && FMR < FMR_LOW)
    RT_LOCK = fault;
```

圖 4.5 連線允入控制演算法

第五章 數學分析

這章節裡我們將分析 MDCF 裡的提前時間延遲機制(forward backoff scheme)。為了簡化分析過程，我們假設傳輸通道是理想狀況，排除了雜訊所造成的干擾。

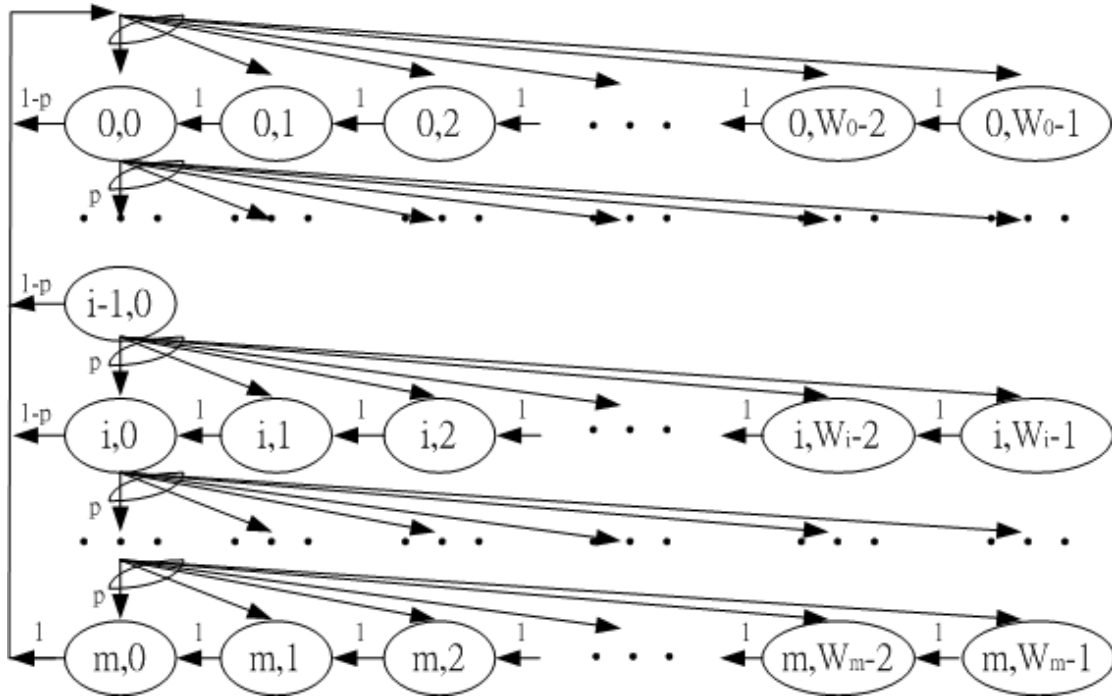


圖 5.1 Markov chain model of forward backoff scheme

5.1 Markov Chain Model

假設在 IBSS 裡，有 n 條即時性資料連線。 $b(t)$ 是個隨機程序，代表一台工作站在 t slot_time 時的 backoff time 值。 $s(t)$ 則是一台工作站在 t slot_time 時的 backoff stage 的隨機程序。兩者所形成的二維程序 $\{b(t), s(t)\}$ 構成了 discrete-time Markov chain，如圖(5.1)所示。其中的 p 為一個正在傳送的訊框造成碰撞的機率，此值在同樣的環境狀況下是一個定值。 W_i 表示第 i 個 backoff stage 時的 Contention Window 大小，在我們的機制裡， W_i 等於 CWB。 m 為

最大重傳次數，當 backoff stage 為 m 時，不管傳送是否成功(失敗就不再重送)，新訊框都會返回第零個 backoff stage。

這個 Markov chain 的 transition probabilities 如下：

$$\begin{cases} P\{i,k | i,k+1\} = 1 & k \in (0, W_i - 2) \quad i \in (0, m) \\ P\{0,k | i,0\} = (1-p)/W_0 & k \in (0, W_0 - 1) \quad i \in (0, m-1) \\ P\{i,k | i-1,0\} = p/W_i & k \in (0, W_i - 1) \quad i \in (1, m) \\ P\{0,k | m,0\} = 1/W_0 & k \in (0, W_0 - 1) \end{cases} \quad (5.1)$$

上述第一式表示工作站 backoff time 的倒數。第二式表示訊框在第 i 個 backoff stage 時傳送成功，新的訊框返回到第零個 backoff stage。第三式表示訊框在第 $i-1$ 個 backoff stage 時傳送失敗，並跳到第 i 個 backoff stage 最後一個式子表示訊框在第 m 個 backoff stage 時，不管傳送成功或失敗，新訊框都會跳回第零個 backoff stage。另外，方程式(5.1)中的 $P\{i_1, k_1 | i_0, k_0\}$ 為下列式子的簡寫：

$$P\{s(t+1) = i_1, b(t+1) = k_1 | s(t) = i_0, b(t) = k_0\}$$

我們假設 $b_{i,k}$ 為 Markov chain 的 stationary distribution，亦即 $b_{i,k} = \lim_{t \rightarrow \infty} P\{s(t) = i, b(t) = k\}$ ， $i \in (0, m), k \in (0, W_i - 1)$ 。我們由 Markov chain 得知：

$$p * b_{i-1,0} = b_{i,0} \quad 0 < i \leq m \quad (5.2)$$

$$b_{i,0} = p^i b_{0,0} \quad 0 \leq i \leq m \quad (5.3)$$

而且對於每個 $k \in (0, W_i - 1)$ ， $b_{i,k}$ 可表示為：

$$b_{i,k} = \frac{W_i - k}{W_i} \cdot \begin{cases} (1-p) \sum_{j=0}^{m-1} b_{j,0} + b_{m,0} & i = 0 \\ pb_{i-1,0} & 0 < i \leq m \end{cases} \quad (5.4)$$

利用(5.2)(5.3)式以及 Markov chain 可將(5.4)式簡化為：

$$b_{i,k} = \frac{W_i - k}{W_i} \cdot b_{i,0} \quad 0 \leq i \leq m \quad (5.5)$$

因此，我們可利用 stationary distribution 的正規化條件 (normalization condition) 得到下列等式：

$$\begin{aligned}
 1 &= \sum_{i=0}^m \sum_{k=0}^{W_i-1} b_{i,k} = \sum_{i=0}^m b_{i,0} \sum_{k=0}^{W_i-1} \frac{W_i - k}{W_i} = \sum_{i=0}^m b_{i,0} \frac{W_i + 1}{2} \\
 &= \frac{CWB + 1}{2} b_{0,0} \sum_{i=0}^m p^i = \frac{b_{0,0} (CWB + 1) (1 - p^{m+1})}{2(1 - p)} \quad (5.6)
 \end{aligned}$$

由上式可推導出 $b_{0,0}$ 為：

$$b_{0,0} = \frac{2(1 - p)}{(CWB + 1)(1 - p^{m+1})} \quad (5.7)$$

現在，我們可以利用 $b_{0,0}$ 來求得一台工作站在隨機 slot time 傳送訊框的機率 t 。當工作站在傳送訊框時，代表它的 backoff time 已經倒數到零，我們可以用下列式子表示：

$$t = \sum_{i=0}^m b_{i,0} = b_{0,0} \sum_{i=0}^m p^i = \frac{b_{0,0} (1 - p^{m+1})}{1 - p} = \frac{2}{CWB + 1} \quad (5.8)$$

在 stationary 狀態時，一台工作站傳送訊框的機率為 t ，所以我們可以藉此推導出一台工作站傳送訊框時的碰撞機率 p 。當一台工作站在傳送訊框，而且剩餘的 $n-1$ 台工作站中，至少也有一台也在傳送訊框時，就會發生碰撞。因此，我們可以得到：

$$p = 1 - (1 - t)^{n-1} = 1 - \left(1 - \frac{2}{CWB + 1}\right)^{n-1} \quad (5.9)$$

這裡的 $p \in (0,1)$, $t \in (0,1)$ 。

5.2 Throughput Analysis

這一小節我們將分析網路的整體輸出率。假設 S 是經過正規化的系統輸出率，也就是成功傳送的資料在傳輸通道上所佔的比例。為了計算 S ，我們需先分析在隨機選擇的 slot time 上會有哪些狀況發生。假設在一個指定的 slot time 上，至少有一台工作站開始傳送訊框的機率為 P_{tr} 。如果傳輸通道上有 n 台工作站準備以 t 的機率傳送訊框，那麼 P_{tr} 將是：

$$P_{tr} = 1 - (1 - t)^n \quad (5.10)$$

在傳輸通道上，一個傳送程序成功的機率為 P_s ，也就是傳輸通道上恰好只有一台工作站在傳送的機率。

$$P_s = \frac{nt(1-t)^{n-1}}{P_{tr}} = \frac{nt(1-t)^{n-1}}{1-(1-t)^n} \quad (5.11)$$

現在我們可以把正規化的系統輸出率 S 表示為：

$$\begin{aligned} S &= \frac{E[\text{payload in a slot time}]}{E[\text{length of a slot time}]} \\ &= \frac{P_{tr} P_s E[P]}{(1 - P_{tr})s + P_{tr} P_s T_s + P_{tr} (1 - P_s) T_c} \end{aligned} \quad (5.12)$$

$E[P]$ 代表傳送資料所需的平均時間， $P_{tr} P_s E[P]$ 則是在一個 slot time 中，資料被成功傳送所花的平均時間。一個 slot time 的平均長度可以用 $(1 - P_{tr})s$ 、 $P_{tr} P_s T_s$ 和 $P_{tr} (1 - P_s) T_c$ 三項的總和來表示。其中 s 表示一個空白 slot time 的長度。 T_s 表示在成功傳送時，傳輸通道為忙碌狀態的平均時間。 T_c 表示在傳送發生碰撞時，傳輸通道為忙碌狀態的平均時間。在我們的機制裡， T_s 和 T_c 分別為：

$$\begin{cases} T_s = PHY_{hdr} + MAC_{hdr} + E[P] + \mathbf{d} + SIFS + ACK + \mathbf{d} + DIFS \\ T_c = PHY_{hdr} + MAC_{hdr} + E[P^*] + \mathbf{d} + DIFS \end{cases} \quad (5.13)$$

其中 $PHY_{hdr} + MAC_{hdr}$ 為傳送訊框標頭所花的時間。 \mathbf{d} 為傳遞延遲時間。
 $E[P^*]$ 為傳送發生碰撞時，傳送訊框所花的時間。由於我們的訊框長度固定，所以 $E[P^*] = E[P]$ 。

第六章 模擬結果與分析

6.1 模擬環境

在本篇論文裡，我們使用 OPNET [26]來驗證各個方法的效能。OPNET 是一套非常有名的網路模擬軟體。這個實驗我們除了把 MDCF 分為有連線允入控制和無連線允入控制(MDCF_noCAC)兩種方法來做比較外，也與其他幾個相關的方法相互比較，這些方法有 Conventional DCF of IEEE 802.11(CDCF)以及 Virtual DCF(VDCF)。至於網路流量模組方面，我們分成兩個類型，一個是即時性流量模組，另一個是非即時性流量模組，它們的相關參數則如表(6.1)所列。即時性流量模組每個訊框的傳送間隔時間為 0.05 秒，訊框大小由 exponential 函數隨機產生，其平均值為 3328 bytes，平均的流量為 520 Kbps。非即時性流量模組每個訊框的傳送間隔時間由 exponential 函數隨機產生平均值為 0.05 秒，訊框大小也是由 exponential 函數隨機產生，平均值為 3328 bytes，平均的流量為 520 Kbps。表(6.2)列出了我們 MDCF 所預設的相關參數值，bias 和 weight 值分別設為 5 和 0.005，這是由模擬求得的最佳參數。FMT 設為 40ms，此值能符合大部分的即時性服務所要求的延遲時間。FMR_HIGH、FMR_LOW 以及 FMR_NRT 分別設為 20%、10%以及 5%，其中 FMR_HIGH 大於 FMR_LOW，FMR_LOW 大於 FMR_NRT。當網路達到飽和時，FMR 介於 10%到 20%之間是我們可以接受的範圍，而為了讓非即時性資料對網路的影響小一點，我們把 FMR_NRT 設為 5%。另外，IEEE 802.11 的系統環境參數如表(6.3)所示，所有的參數都是依照

IEEE 802.11b 原來的內定值，實體層採用 DSSS 調變技術，傳輸通道的頻寬為 11Mbps，CW_{min} 和 CW_{max} 分別是 31 與 1023，slot_time 為 20 μs，SIFS、PIFS 和 DIFS 分別為 10 μs、30 μs 與 50 μs。

Traffic Model	Interarrival Time(sec)	Packet Size(bytes)	Bit Rate(Kbps)
Real-Time	Constant(0.05)	Exponential(3328)	520
Non-Real-Time	Exponential(0.05)	Exponential(3328)	520

表 6.1 網路流量模組

Parameter	Value
Bias	5
Weight	0.005
FMT	40 ms
FMR_HIGH	20%
FMR_LOW	10%
FMR_NRT	5%

表 6.2 預設的 MDCF 參數值

Parameters	Value
PHY layer specification	DSSS
Channel Bit Rate	11 Mbps
CWmin	31
CWmax	1023
Slot_time	20 μ s
SIFS time	10 μ s
PIFS time	30 μ s
DIFS time	50 μ s

表 6.3 IEEE 802.11 系統環境參數

6.2 實驗一

在這個實驗裡，全部工作站共有 40 台，其中包含 4 台非即時性工作站，以及 36 台即時性工作站。每兩台相同模組的工作站將建立連線做資料傳輸，每條連線的頻寬為 520Kbps，總共有 20 條連線，包含了 2 條非即時性資料連線，以及 18 條即時性資料連線。一開始那 2 條非即時性資料連線即已建立且開始傳送資料，而後每十秒鐘就會有一條即時性資料連線建立，直到這 18 條即時性資料連線建立完成。我們可以藉由這個實驗觀察各個方法的效能隨著網路負載的增大會有何種改變，尤其是到了網路飽和時，我們的方法是否有比較高的效能。我們會針對網路的輸出率、訊框延遲時間以及訊框延遲變動來

做分析與討論。後兩項的網路效能對於即時性資料極為重要，也是服務品質的重要指標。所謂網路輸出率是指每秒鐘所能成功傳送的資料量(bits/sec)。訊框延遲時間是指訊框從來源工作站產生到被目的工作站成功接收所需的時間，這期間還包含媒介競爭以及網路傳輸所花的時間。訊框延遲變動則是前後兩個訊框的訊框延遲時間差異。

圖(6.1)為所有即時性資料工作站的總輸出率。我們可以看到在第 11 條即時性連線建立之前，所有方法的輸出率都幾乎一樣，且輸出率隨著連線數的增加而變大。在這期間裡，網路是屬於正常負載狀況，所以並沒有太多的訊框被丟掉。到了第 11 條即時性連線建立之後，碰撞次數以及訊框被丟掉的機率開始增加，這表示網路已經即將飽和。由模擬結果可看出 VDCF 和 CDCF 的輸出率開始變得不穩定，而且不再隨著連線數增加而變大，輸出率便低於我們的 MDCF 以及 MDCF_noCAC。對 MDCF 來講，由於我們有連線允入控制來管制連線的建立，當服務品質無法達到要求，新的連線便無法完成建立。所以當網路即將達到飽和時，服務品質也會隨著變差而無法達到要求，新的連線也就無法建立，因此資料量就不會超過網路所能負荷的最大值，也就能避免大量的訊框碰撞發生。在網路達到飽和後，由於 MDCF 的訊框碰撞大大的少於 VDCF 和 CDCF，所以 MDCF 便擁有更高以及更穩定的網路輸出率。模擬結果也顯示，沒有使用連線允入控制的 MDCF_noCAC 在網路飽和時，輸出率也是高於 VDCF 和 CDCF，這是由於提前時間延遲機制讓即時性資料擁有較高的優先權，而這個時候，非即時性資料幾乎是沒機會傳送的，因此 MDCF_noCAC 的即時性資料輸出率還是比較高的。

圖(6.2)為所有非即時性資料工作站的總輸出率。我們可以看到非即時性連線的輸出率都是呈現不穩定狀態，當網路負載達到飽和時，非即時性連線的輸出率便會逐漸下降。尤其是 MDCF，只要非即時性連線對即時性連線的服務品質造成一定程度的影響，非即時性連線便會因為連線允入控制而被迫中斷。這裡的影響是因為非即時性連線和即時性連線互相爭取網路頻寬資源，或是兩者訊框產生碰撞，降低了即時性連線的服務品質。所以網路達到飽和時，非即時性連線早已被迫中斷而不會影響到即時性連線的傳送。而 VDCF 和 MDCF_noCAC 因為優先權的關係，也會減少非即時性資料的傳送，盡量減低非即時性資料對即時性資料的影響。CDCF 則因為沒有優先權機制，所以並不會主動克制非即時性資料的傳送，因此會對即時性連線產生不必要的影響而造成即時性資料無法達到服務品質保證。

圖(6.3)顯示第一條即時性連線的輸出率。我們可以看到 MDCF 的輸出率一直保持在固定值，即使在網路飽和狀態也非常的穩定，幾乎不會因為網路負載的增加而有所影響。反觀 VDCF、CDCF 還有 MDCF_noCAC 雖然在網路負載正常時都保持很穩定的輸出率，不過網路負載飽和時，輸出率便開始下降且變得不穩定。MDCF 能有如此的優勢主要是因為連線允入控制的關係，經過連線允入控制所允許的連線，服務品質都會一直受到保證，直到該連線成功結束為止。而 MDCF_noCAC 雖然沒有連線允入控制，不過仍有高於 VDCF 和 CDCF 的輸出率，這也顯示提前時間延遲機制在網路飽和時仍有相當的功用。

圖(6.4)、圖(6.5)是即時性訊框延遲時間的模擬結果，圖(6.6)則是即時性訊框的平均延遲變動。圖(6.5)是顯示正常負載下的訊框

延遲時間，我們可以發現在正常負載下的訊框延遲時間都大同小異，也都會隨著網路負載的增大而變大，不過基本上都能滿足服務品質的要求(小於 30ms)。我們的 MDCF 只略優於其他方法，因為在這負載下的碰撞機率都很小，MDCF 的優點只在於提前時間延遲機制擁有較小的 Contention Window，競爭時間稍微比較短。圖(6.4)則顯示包含網路飽和時的訊框延遲時間。在網路達到飽和狀態時，VDCF、CDCF 以及 MDCF_noCAC 的訊框延遲時間都大幅度的增加，甚至高達 400ms，這完全不能滿足服務品質的要求，所以在這狀態下，即時性服務全部都無法順利運作，網路頻寬也都會被浪費掉。我們的 MDCF 能有效避免這些狀況發生，在網路飽和時，MDCF 仍然擁有很小的訊框延遲時間，都會小於 FMT 值，就如同正常負載時全都能符合服務品質的要求。圖(6.6)顯示即時性訊框的平均延遲變動，訊框延遲變動也是會隨著網路負載增大而變大，我們的 MDCF 擁有較小的訊框延遲變動，即使在網路飽和時也都能維持在一定的水準，都會小於 15ms。其它的 MDCF_noCAC、VDCF 以及 CDCF 則依序變大。以上的模擬結果可以清楚地顯示我們的 MDCF 方法擁有比較高的網路輸出率、較低的訊框延遲時間以及訊框延遲變動，尤其在網路飽和時，更是有明顯的差別。所以我們的方法很適合用來傳遞即時性資料，一旦某連線通過連線允入控制而完成建立，那便能保證該連線的服務品質一定滿足即時性資料所需的要求，直到該連線順利結束。

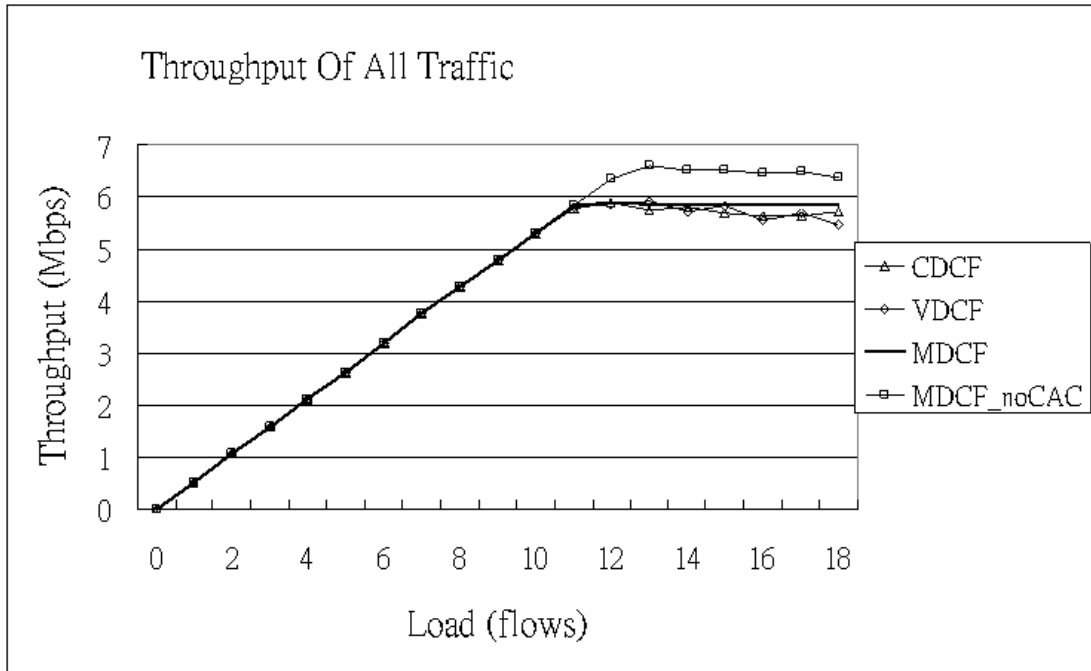


圖 6.1 所有即時性資料工作站的總輸出率

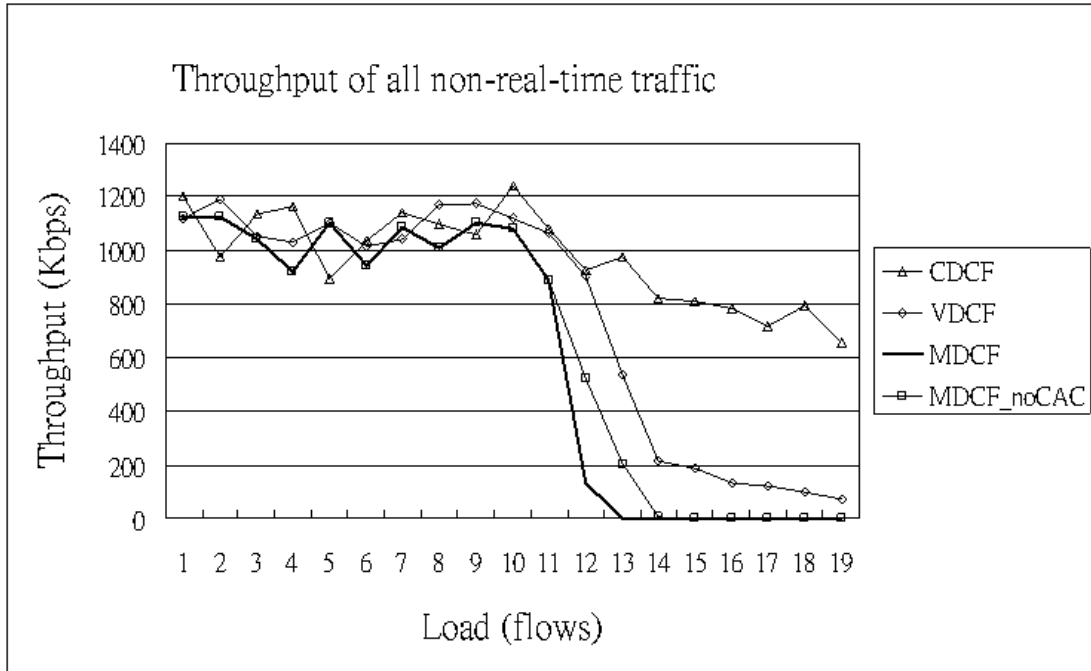


圖 6.2 所有非即時性資料工作站的總輸出率

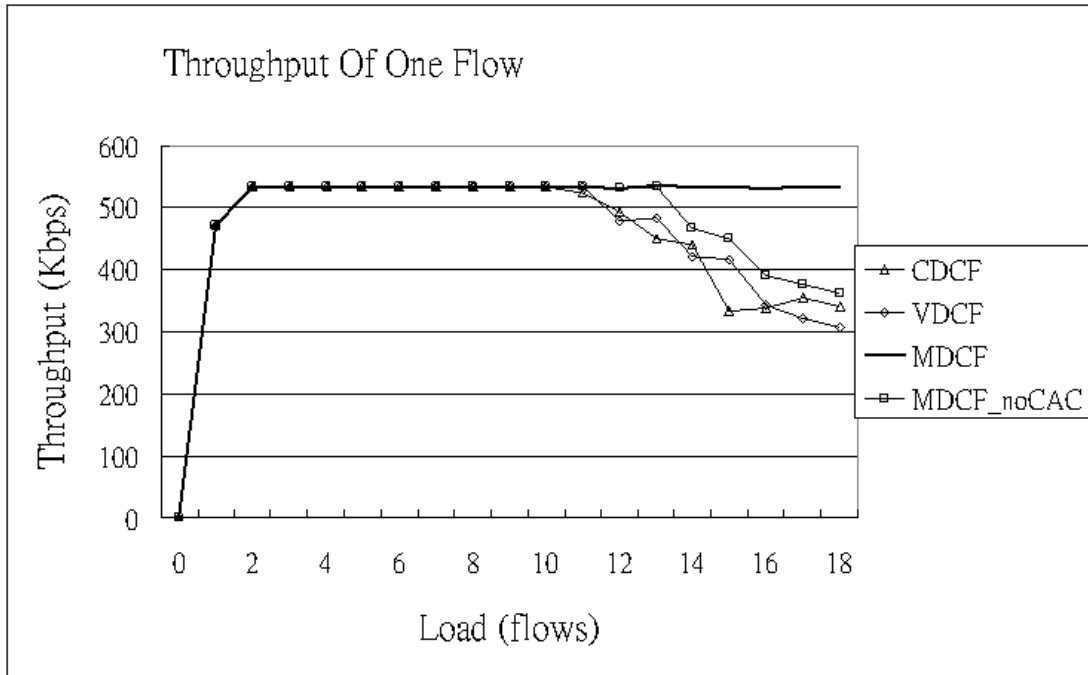


圖 6.3 單一條即時性連線的輸出率

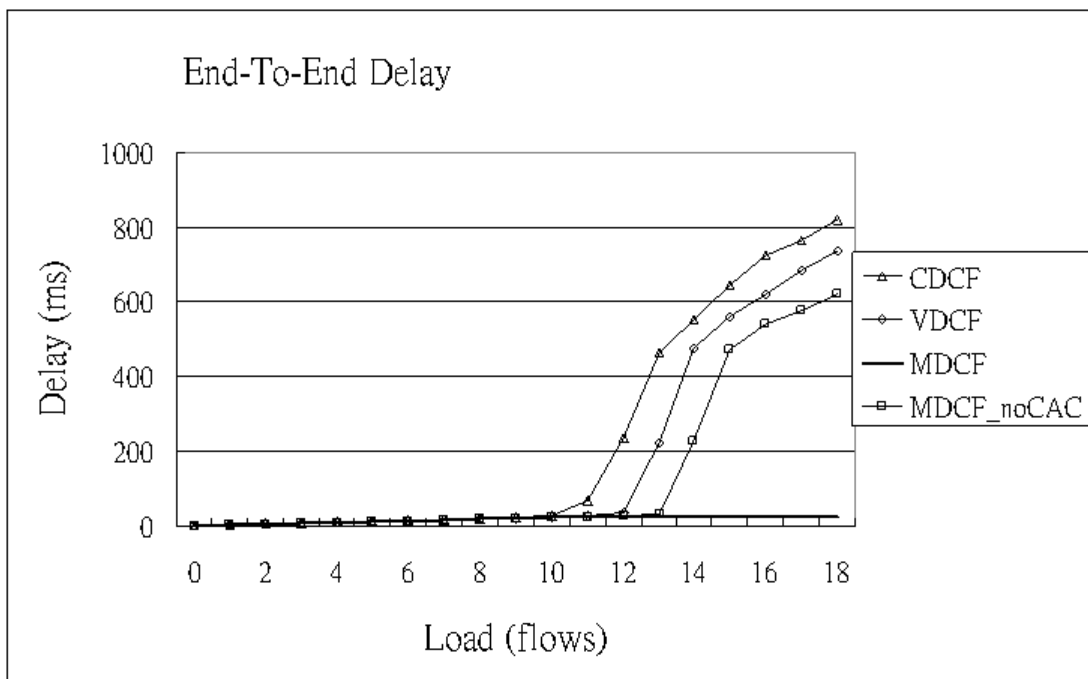


圖 6.4 即時性訊框的平均延遲時間

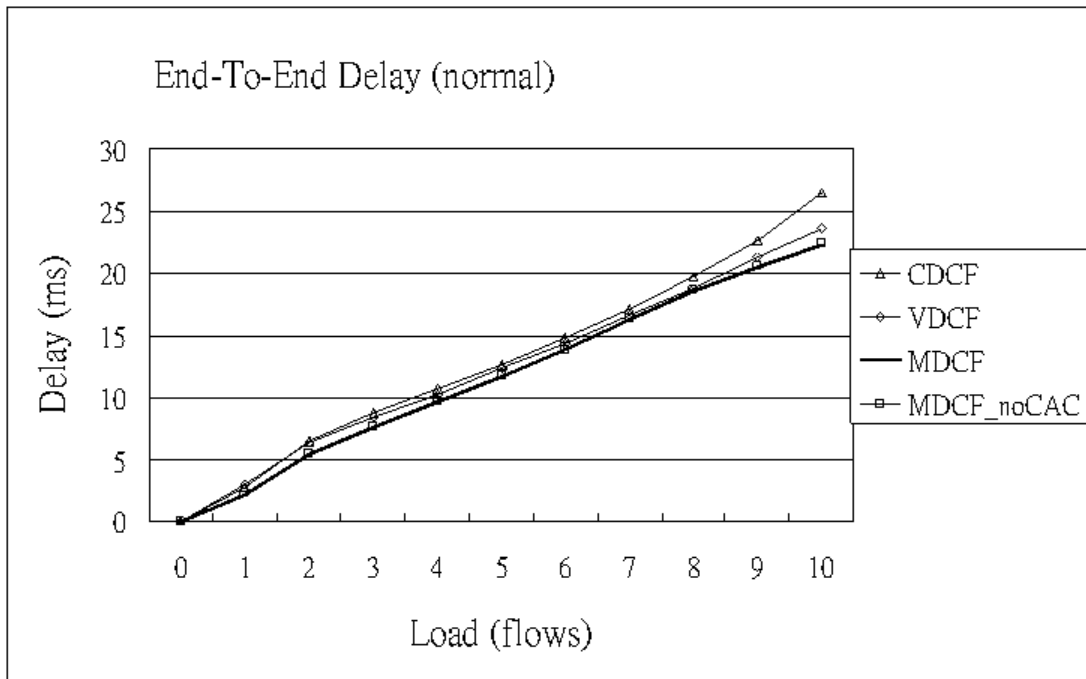


圖 6.5 即時性訊框在正常負載時的平均延遲時間

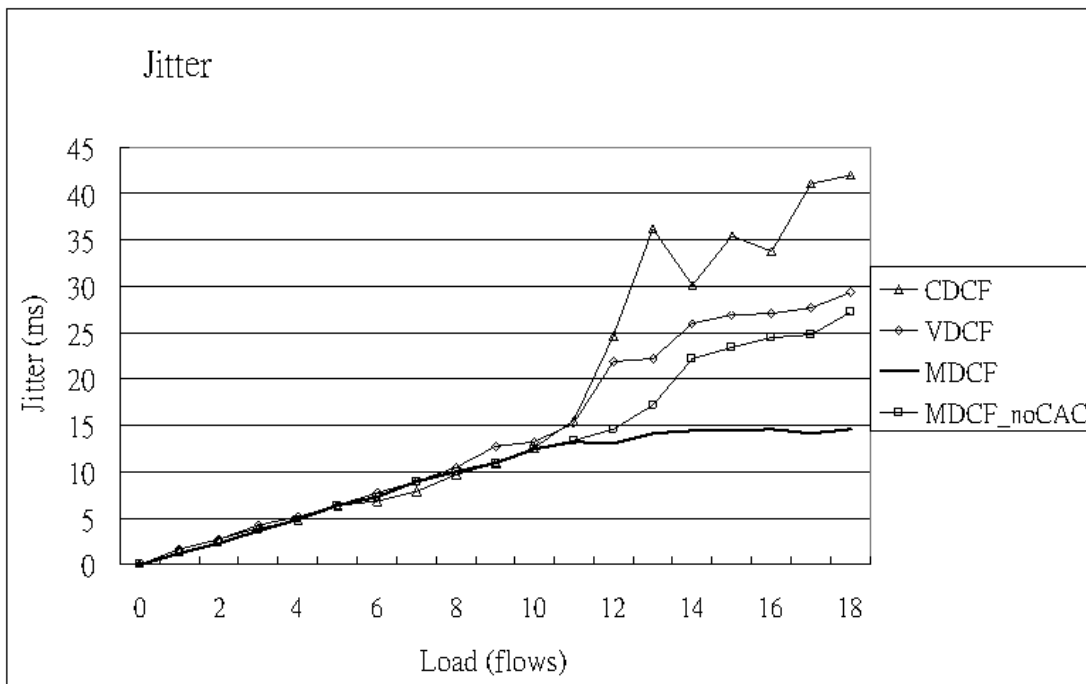


圖 6.6 即時性訊框的平均延遲變動

6.3 實驗二

這個實驗我們設定了不同的連線允入控制的門檻值，來調整連線允入控制的嚴謹程度，藉此觀察不同的連線允入控制的門檻值對網路輸出率以及訊框延遲時間有何影響。我們的網路架構還是如同實驗一，一開始有 2 條非即時性資料連線已經建立，然後每隔 10 秒會有 1 條即時性資料連線建立起來，直到建立完 18 條即時性資料連線。我們設定了不同的連線允入控制類別，它們的各個門檻值如表(6.4)所示，FMR_LOW 和 FMR_NRT 都是固定值，分別為 10%和 5%，FMT 和 FMR_HIGH 則設為各個不同的值。

圖(6.7)、圖(6.8)分別為不同 FMT 的即時性資料工作站總輸出率和訊框延遲時間，這是用來比較擁有相同 FMR_HIGH FMR_LOW FMR_NRT 以及不同 FMT 的連線允入控制類別，藉由不同的 FMT 值可以代表不同的即時性資料類別。圖中顯示當網路達到飽和時，嚴謹度最高的 10|20h30ms 類別擁有最小的訊框延遲時間以及最低的網路輸出率，也就是我們可以利用 10|20h30ms 類別來滿足對訊框延遲要求比較嚴格的服務。因為它要求比較嚴格，相對的網路輸出率會比較低一點。另外，10|20h50ms 和 10|20h60ms 類別則擁有比較大的訊框延遲時間和比較高的網路輸出率，這些類別則適合分配給對訊框延遲要求比較寬鬆的服務。

圖(6.9)和圖(6.10)則是不同連線允入控制參數的即時性資料工作站總輸出率和訊框延遲時間。我們定義了不同 FMT 以及不同 FMR_HIGH 的連線允入控制參數來達到不同的網路品質需求。使用者可以依據自己的需求來設定連線允入控制的參數。高品質的服務就設

定較低的 FMT 以及較低的 FMR_HIGH, 讓連線允入控制要求嚴格一點。
相反的, 低品質的服務就設定較高的 FMT 以及較高的 FMR_HIGH, 讓
連線允入控制要求寬鬆一點。

Class	FMT(ms)	FMR_HIGH(%)	FMR_LOW(%)	FMR_NRT(%)
10I20h30ms	30	20	10	5
10I20h40ms	40	20	10	5
10I20h50ms	50	20	10	5
10I20h60ms	60	20	10	5
10I30h30ms	30	30	10	5
10I30h40ms	40	30	10	5
10I30h50ms	50	30	10	5
10I30h60ms	60	30	10	5
10I40h30ms	30	40	10	5
10I40h40ms	40	40	10	5
10I40h50ms	50	40	10	5
10I40h60ms	60	40	10	5

表 6.4 不同連線允入控制參數的模擬類別

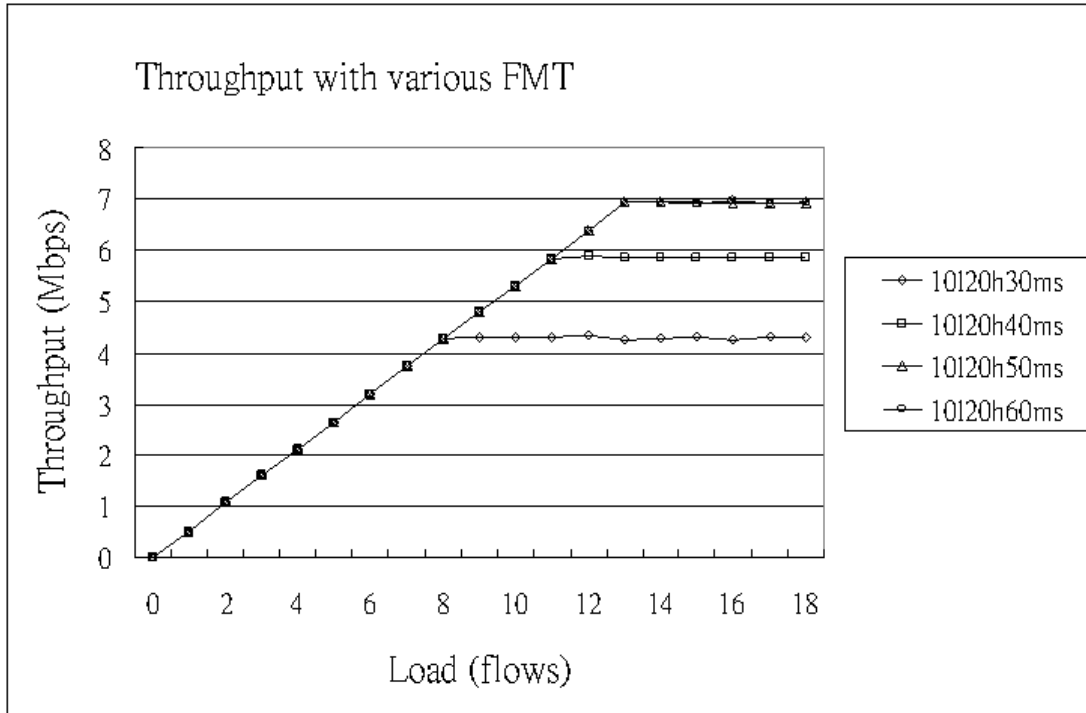


圖 6.7 不同 FMT 的即時性資料工作站總輸出率

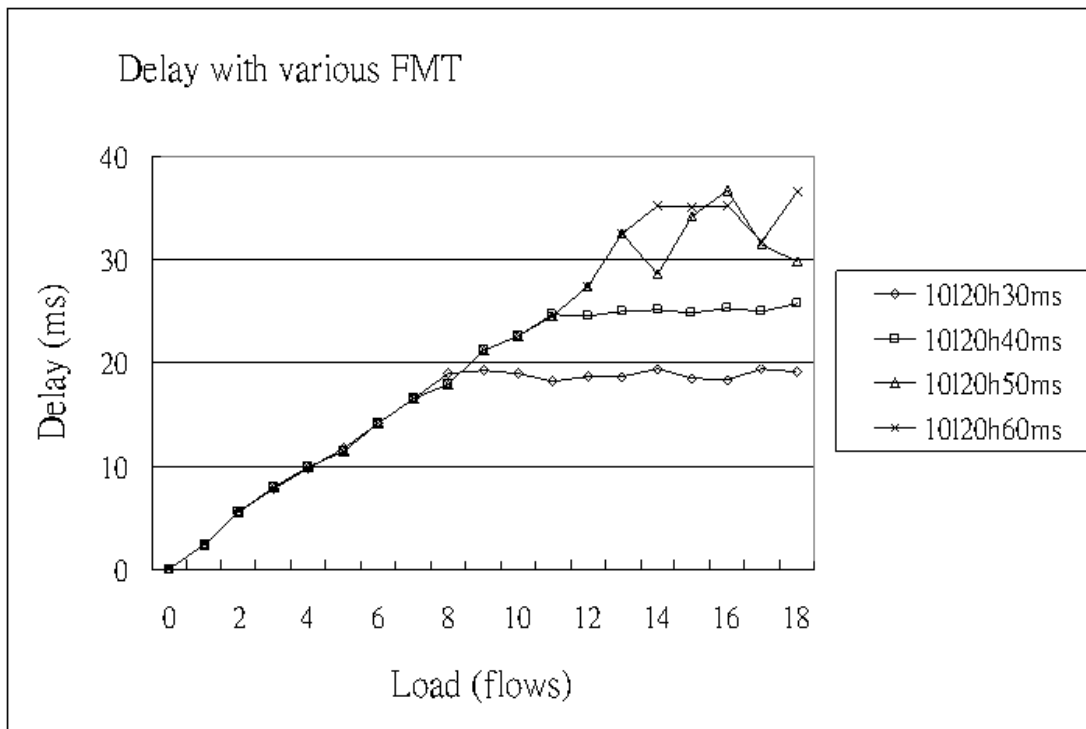


圖 6.8 不同 FMT 的即時性訊框平均延遲時間

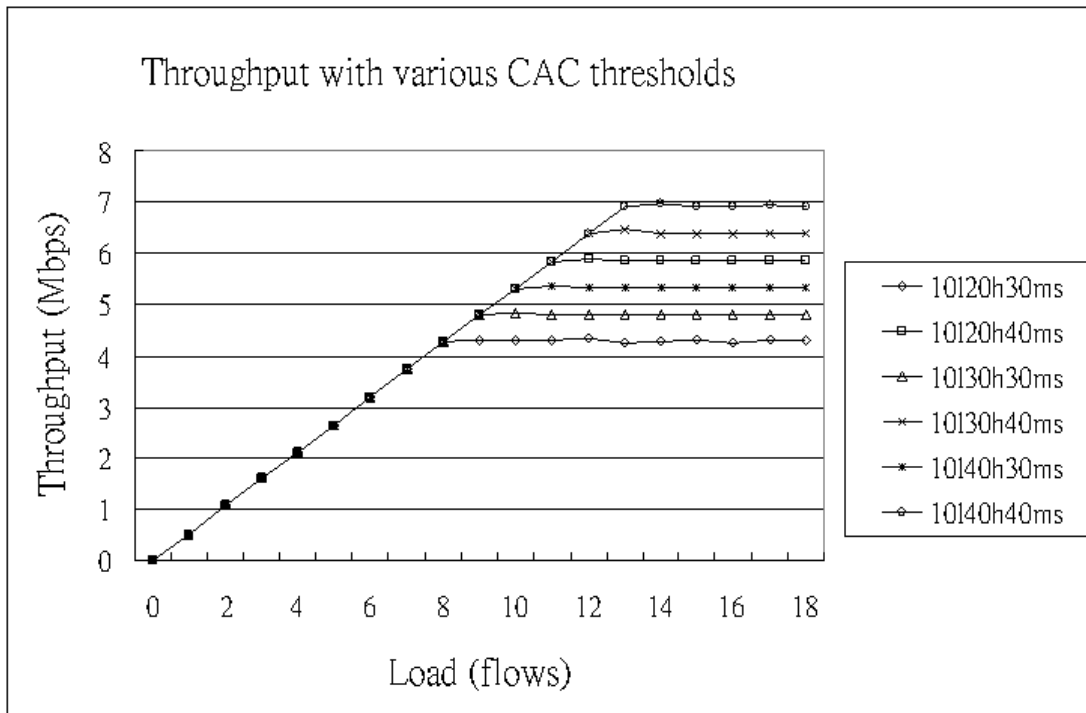


圖 6.9 不同 CAC 參數的即時性資料工作站總輸出率

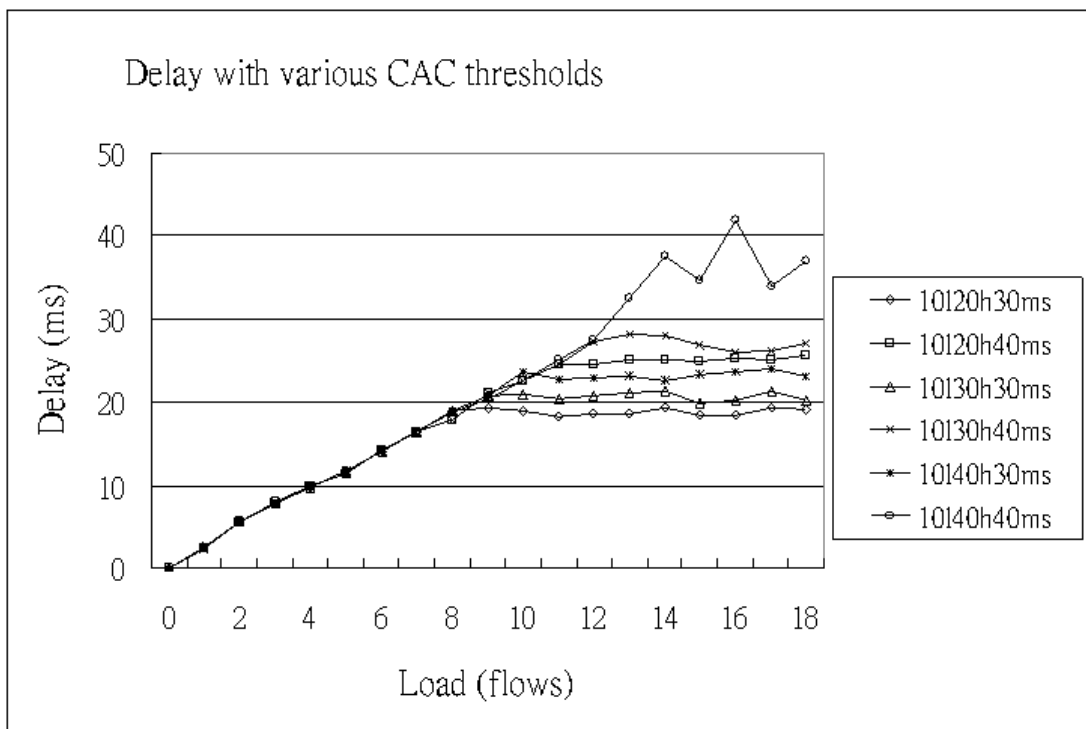


圖 6.10 不同 CAC 參數的即時性訊框平均延遲時間

6.4 實驗三

這個實驗我們不再依據網路負載由小而大來做模擬，而是模擬實際狀況的網路，隨機建立與終止網路連線，來觀察我們的 MDCF 是否能順利運作。這個實驗一開始有 2 條非即時性資料連線在做傳輸，之後將會有 20 條即時性資料連線隨機建立或是終止。表(6.5)為各連線的建立與終止時間，Nrt1 和 Nrt2 為非即時性資料連線，Rt1 到 Rt20 則為即時性資料連線，起始和終止時間由開始模擬的時間算起，其中 “ -- ” 符號表示該連線沒有終止時間。

連線名稱	起始時間	終止時間	連線名稱	起始時間	終止時間
Nrt1	0	--	Rt10	72	--
Nrt2	0	--	Rt11	91	--
Rt1	7	80	Rt12	112	--
Rt2	22	100	Rt13	112	--
Rt3	35	126	Rt14	112	--
Rt4	35	126	Rt15	120	--
Rt5	41	--	Rt16	130	--
Rt6	59	--	Rt17	146	--
Rt7	59	--	Rt18	155	--
Rt8	59	--	Rt19	166	--
Rt9	67	--	Rt20	175	--

表 6.5 各連線的建立與終止時間

圖(6.11)為此實驗的即時性流量的輸出率。Rt1 和 Rt2 分別在第 7 秒和第 22 秒建立完成，網路輸出率也分別增加到 520 Kbps 和 1040 Kbps。第 35 秒時，Rt3 和 Rt4 同時建立起來，網路輸出率也增加到 2080 Kbps，此時 RTT 裡的連線依序為 Rt1、Rt2、Rt3、Rt4。Rt5 在第 41 秒建立，網路輸出率變為 2600 Kbps。第 59 秒時，Rt6、Rt7 和 Rt8 三條連線同時建立，經過競爭結果，建立先後順序為 Rt8、Rt6、Rt7，此時 RTT 裡的連線依序為 Rt1、Rt2、Rt3、Rt4、Rt5、Rt8、Rt6、Rt7。Rt9、Rt10、Rt11 分別在第 67 秒、72 秒、91 秒順利建立完成。在 Rt10 建立完成後，網路輸出率已達 5200Kbps 以上，FMR 超過了 FMR_NRT，所以 Nrt1 和 Nrt2 便被迫中斷，以免影響即時性資料的品質。之後，Rt1 和 Rt2 也分別在第 80 秒和第 100 秒結束連線，此時的網路輸出率降為 4680 Kbps，RTT 裡的連線依序為 Rt3、Rt4、Rt5、Rt8、Rt6、Rt7、Rt9、Rt10、Rt11。第 112 秒時，Rt12、Rt13、Rt14 三條連線同時建立起來，不過 FMR 卻變得比 FMR_HIGH 還大，這表示網路狀況已經不穩定，連線的服務品質將會受到影響，必須終止最新建立的連線才行，而且其他新的連線也不能再建立。這三條連線經過競爭而建立的先後順序依序為 Rt12、Rt13、Rt14，所以 Rt14 立即被中斷。由於連線允入控制禁止新連線的建立，在第 120 秒想要建立的 Rt15 便無法成功連線。到了第 126 秒，Rt3 和 Rt4 終止連線，FMR 也因此降到低於 FMR_LOW，連線允入控制便再度允許新連線的建立。第 130 秒和第 146 秒時，Rt16 和 Rt17 依序建立完成，此時的網路輸出率為 5720 Kbps，此時 RTT 裡的連線依序為 Rt5、Rt8、Rt6、Rt7、Rt9、Rt10、Rt11、Rt12、Rt13、Rt16、Rt17。Rt18 在第 155 秒建立後，

由於 FMR 再度高於 FMR_HIGH，所以 Rt18 須被終止，而連線允入控制也再度禁止新連線的建立。後來，Rt19 和 Rt20 也都沒有通過連線允入控制而無法完成連線，最後的網路輸出率為 5720 Kbps，RTT 裡的連線依序為 Rt5、Rt8、Rt6、Rt7、Rt9、Rt10、Rt11、Rt12、Rt13、Rt16、Rt17。

圖(6.12)和(6.13)分別顯示此實驗的即時性流量的平均延遲時間和延遲變動。我們可以發現延遲時間和延遲變動都會隨著網路輸出率而改變，不過自始至終都仍符合服務品質要求，延遲時間都低於 30ms，延遲變動也都保持在 16ms 以下。

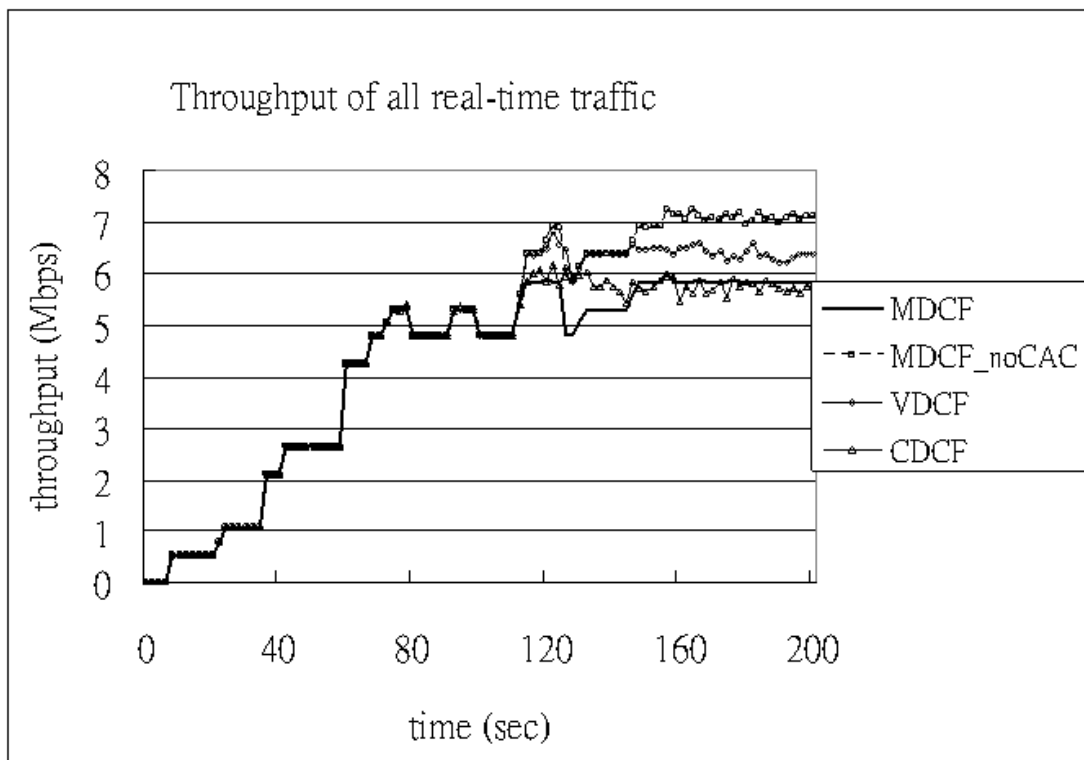


圖 6.11 即時性流量的輸出率

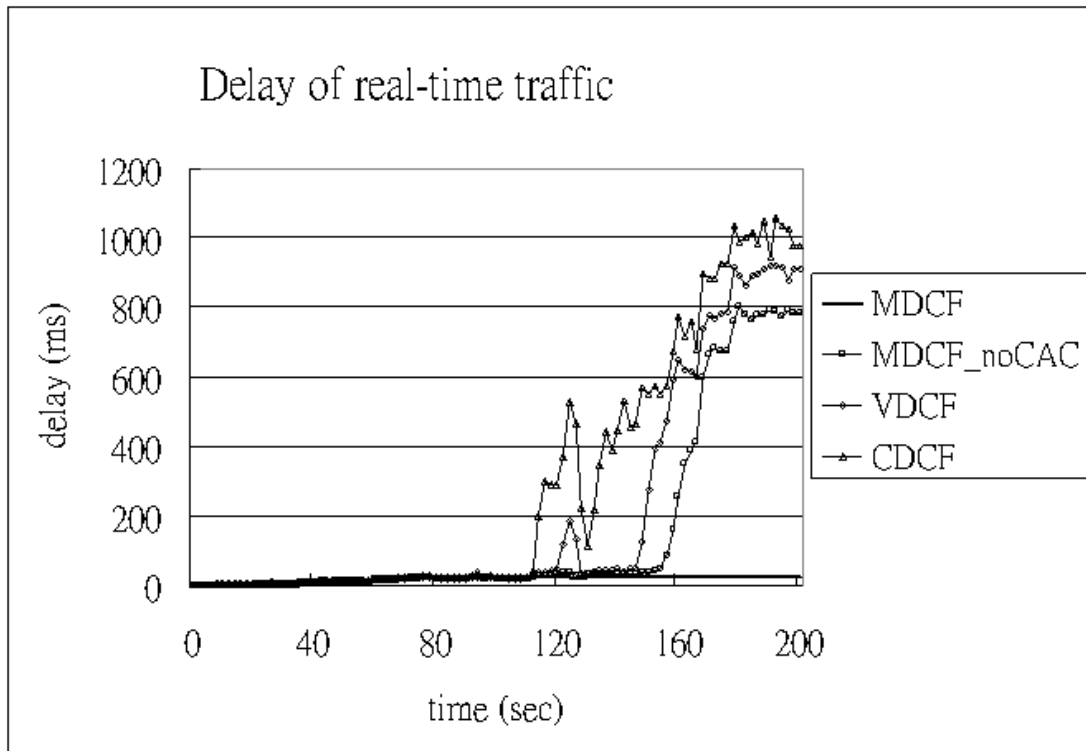


圖 6.12 即時性流量的平均延遲時間

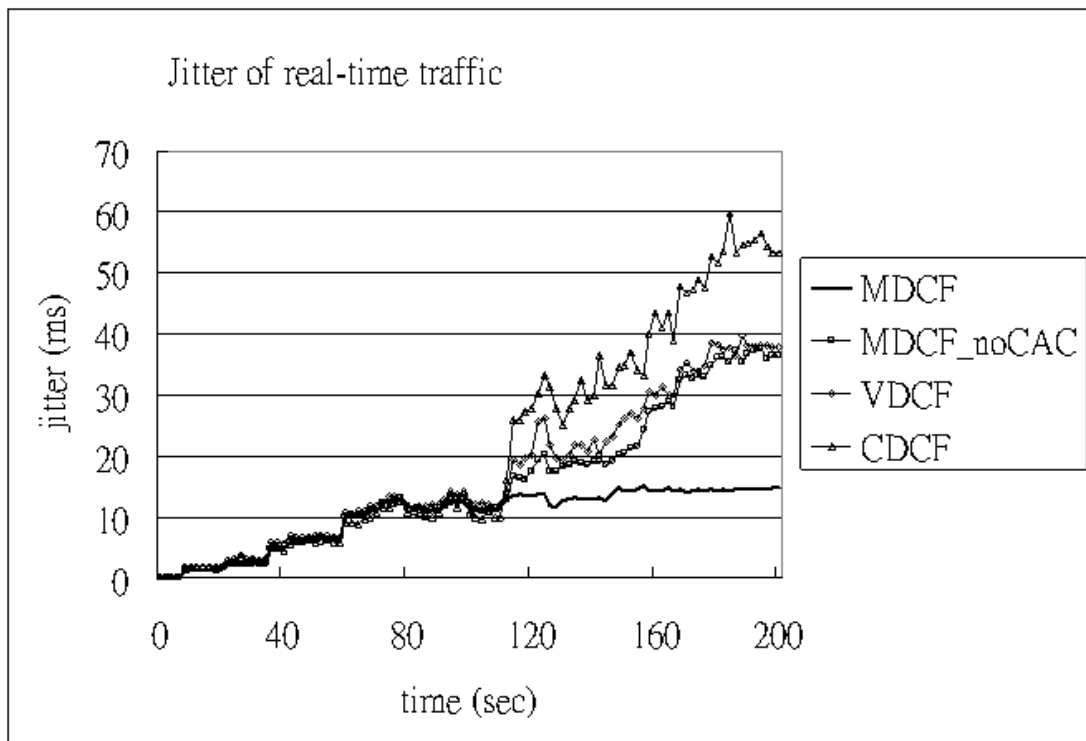


圖 6.13 即時性流量的平均延遲變動

第七章 結論

我們提出了一個改良的分散式協調功能(MDCF : Modified DCF)來解決 IEEE 802.11 無線區域網路傳遞即時性資料的問題。我們改良的分散式協調功能包含了提前時間延遲機制以及連線允入控制,能有效保證即時性服務的品質,讓即時性資料的網路輸出率、訊框延遲以及訊框延遲變動都滿足要求。提前時間延遲機制讓即時性資料擁有較高的優先權,降低了即時性資料的訊框延遲和延遲變動。連線允入控制能處理網路飽和狀態,避免因網路過於擁塞所造成的碰撞。因此,IEEE 802.11 無線區域網路將更適合傳送即時性資料。模擬結果也顯示,我們的方法確實有比較低的訊框延遲時間和訊框延遲變動,比其他 DCF 的方法更能保證即時性資料的服務品質。

參考文獻

- [1]. IEEE standard for Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) specifications, ISO/IEC 8802-11:1999(E), Aug. 1999.
- [2]. L.M. Correia and R. Prasad, "An overview of wireless broadband communications," *IEEE Communications Magazine*, vol. 35, no. 1, pp. 28-38, Jan. 1997.
- [3]. B.P Crow and J.G. Kim, "IEEE 802.11 Wireless Local Area Networks," *IEEE Communications Magazine*, Vol. 35, no. 9, pp. 116-126, Sep. 1997.
- [4]. R. van Nee and G. Awater, "New High-rate Wireless LAN Standards," *IEEE Communications Magazine*, Vol. 37, no. 12, pp. 82-88, Dec. 1999
- [5]. M.A. Visser and M.E. Zarki, "Voice and data transmission over an 802.11 wireless network," *Proc. Personal, Indoor and Mobile Radio Communications Conference*, vol. 2, pp. 648-652, Sep. 1995.
- [6]. W.K. Kuo, C.Y. Chan, and K.C. Chen, "Time bounded services and mobility management in IEEE 802.11 wireless LANs," *Proc. IEEE Personal Wireless Communication Conference*, pp. 157-161, 1997.
- [7]. J. Sanchez, R. Martinez, and M.W. Marcellin, "A survey of MAC protocols proposed for wireless ATM," *IEEE Network*, vol. 11, pp. 52-62, Nov.-Dec. 1997.
- [8]. J.L. Sobrinho and A.S. Krishnakumar, "Quality-of-service in ad hoc

- carrier sense multiple access wireless network,” *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 17, no. 8, pp. 1353-1368, Aug. 1999.
- [9]. W.T. Chen, B.B. Jian, and S.C. Lo, “An adaptive retransmission scheme with QoS support for the IEEE 802.11 MAC enhancement,” *Proc. IEEE Vehicular Technology Conference*, vol. 1, pp. 70 -74, Sep. 2002.
- [10]. J.P. Sheu, C.H. Liu, S.L. Wu, and Y.C. Tseng, “A Priority MAC Protocol to Support Real-Time Multimedia Traffic in Ad Hoc Networks,” *ACM Wireless Networks*.
- [11]. C.S. Hsu and J.P. Sheu, “Initialization protocols for IEEE 802.11-based ad hoc networks,” *Proc. International Conference on Parallel and Distributed Systems*, pp. 273-278, Dec. 2002.
- [12]. K. Nakano and S. Olariu, “Randomized initialization protocols for ad hoc networks,” *IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems*, vol. 11, no. 7, pp. 749-759, Jul. 2000.
- [13]. S.T. Sheu and T.F. Sheu, “A bandwidth allocation / sharing / extension protocol for multimedia over IEEE 802.11 ad hoc wireless LANs”, *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 19, no. 10, pp. 2065-2080, Oct. 2001.
- [14]. D.J. DENG and R.S. CHANG, “A Priority Scheme for IEEE 802.11 DCF Access Method,” *IEICE Transactions on Communications*, vol. E82-B no.1 pp. 96-102, Jan. 1999.
- [15]. I. Aad and C. Castelluccia, “Differentiation mechanisms for IEEE

- 802.11”, *Proc. IEEE INFOCOM 2001*, vol. 1, pp. 582-590, 2001.
- [16]. A. Veres, A.T. Campbell, M. Barry, and L.H.Sun, “Supporting service differentiation in wireless packet networks using distributed control,” *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 19, no. 10, pp. 2081 -2093, Oct. 2001.
- [17]. X. Pallot and L.E. Miller, “Implementing message priority policies over an 802.11 based mobile ad hoc network,” *Proc. IEEE Military Communications Conference*, vol. 2, pp. 861V865, 2001.
- [18]. H. Wu and S. Cheng, “IEEE 802.11 Distributed Coordination Function (DCF): Analysis and Enhancement”, *Proc. IEEE International Conference on Communications*, vol. 1, pp. 605-609, Apr. 2002.
- [19]. Yang Xiao, “A Simple and Effective Priority Scheme for IEEE 802.11,” *IEEE Communications Letters*, vol. 7, no. 2, pp. 70-72, Feb 2003.
- [20]. G. Chesson, A. Singla, W. Diepstraten, and H. Tenniusen, “VDCF State Machine Description,” *IEEE Document*, 802.11-00/412r1, Nov. 2000.
- [21]. G. Chesson, A. Singla, W. Diepstraten, and H. Tenniusen, “VDCF Proposed Draft Text,” *IEEE Document*, 802.11-01/131, Mar. 2001.
- [22]. T. Ho and K. Chen, ”Performance Analysis of IEEE 802.11 CSMA/CA Medium Access Control Protocol,” *Proc. Personal, Indoor and Mobile Radio Communications Conference*, pp. 407-411, Oct. 1996.
- [23]. G. Bianchi, “IEEE 802.11 Saturation Throughput Analysis,” *IEEE Communications Letters*, vol. 2, no. 12, pp. 318-320, Dec. 1998.

- [24]. G. Bianchi, "Performance Analysis of the IEEE 802.11 Distributed Coordination Function," *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 18, no. 3, pp. 535-547, Mar. 2000.
- [25]. H. Wu and Y. Peng, "Performance of Reliable Transport Protocol over IEEE 802.11 Wireless LAN: Analysis and Enhancement," *Proc. IEEE INFOCOM 2001*, vol. 2, pp. 599-607, Jun. 2002.
- [26]. OPNET Technologies, Inc., OPNET Modeler 7.0.B, Bethesda, MD, Jun. 2000.
- [27]. S. Mangold, S. Choi, P. May, O. Klein, G. Hiertz, L. Stibor, "IEEE 802.11e Wireless LAN for Quality of Service," *Proc. European Wireless*, vol. 2, pp. 32-39, Feb. 2002