

第三章

混和型架構之 MAC 層協定

為了讓無線區域網路與 ATM 骨幹網路相結合並支援多媒體應用，故提出混和型架構希望保有原 IEEE 802.11 的特性並以現有的架構提供多樣化的服務。在 IEEE 802.11 MAC 層中是以 MPDU 為框架的基本單位，因為在 MAC 層中只有 MPDU 的觀念而沒有碼格 (cell) 的概念，因此 ATM 用戶必須將多個碼格組裝成一個 MPDU，如圖 3.1。除了擴增服務的交通型態，另一個重點是系統效能的提升。由於傳輸速率不斷提高，而 DIFS、SIFS 等在同一實體層架構下是定值，因此在傳輸過程中所佔時間比例會增加，造成系統貫通率的下降。在此我們考量以減少隱藏用戶對傳送者的影響來減少碰撞發生的機會，進而減少重傳所必須花費的 DIFS 或 SIFS 時間及傳送/接收轉換時間。

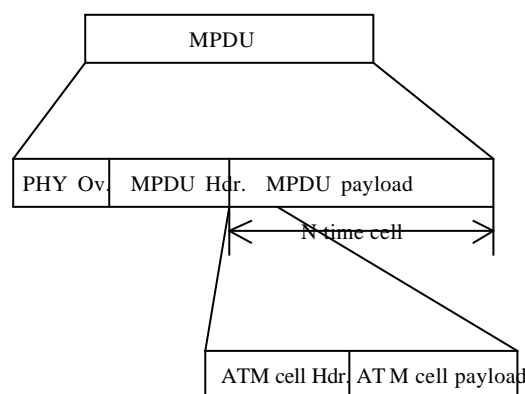


圖 3.1 多個 ATM 碼格合成一個 MPDU

3.1 環境架構

混和型的環境架構主要是由 BSS (basic service set) 組成。一個 BSS 可由多個使用者構成，倘若 BSS 內的使用者可以彼此直接通訊而不需 AP 的使用，則稱此 BSS 為 IBSS (Independent BSS)；此網路為 ad hoc 網路，如圖 3.2。除了 BSS 內的通訊外，BSS 之間可藉由 DS (distribution system) 相互連接。使用者傳送 MPDU 到另一個 BSS 內的使用者時必須先經由本地端的 AP 連結到 DS 再接到外地端的 AP 再送往目的地。這樣的通訊網路稱之為 ESS (extended service set) 網路。圖 3.3 顯示一個 ESS 的環境架構，圖中也表示了混和型架構下的使用者可以藉由 DS 連結到入口埠 (portal)，再經由入口埠整合現存的有線網路，擴展服務的範圍 [9][11][14]。

由於混和型架構可支援使用者的移動性，為了讓 DS 有足夠的資訊去判斷接收端所屬的 BSS，使用者必須進行三個不同步驟中的一種：結合要求框架 (association request frame) 再結合要求框架 (reassociation request frame) 及分離要求框架 (disassociation request frame)。經由結合要求框架，DS 在傳送 MPDU 時可以知道 MPDU 需經過哪個 AP 才能傳送到接收端，因此使用者在剛登入時需先傳送結合要求框架，讓 DS 得到 (使用者，AP) 對的訊息。如果

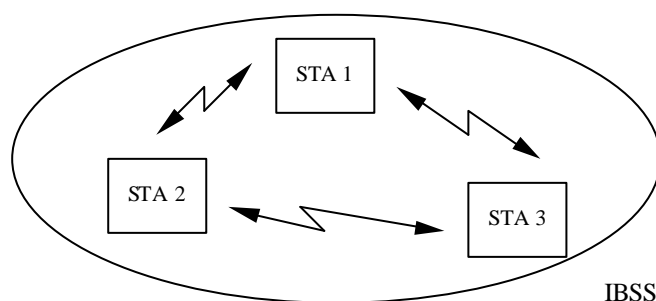


圖 3.2 臨時任務型網路

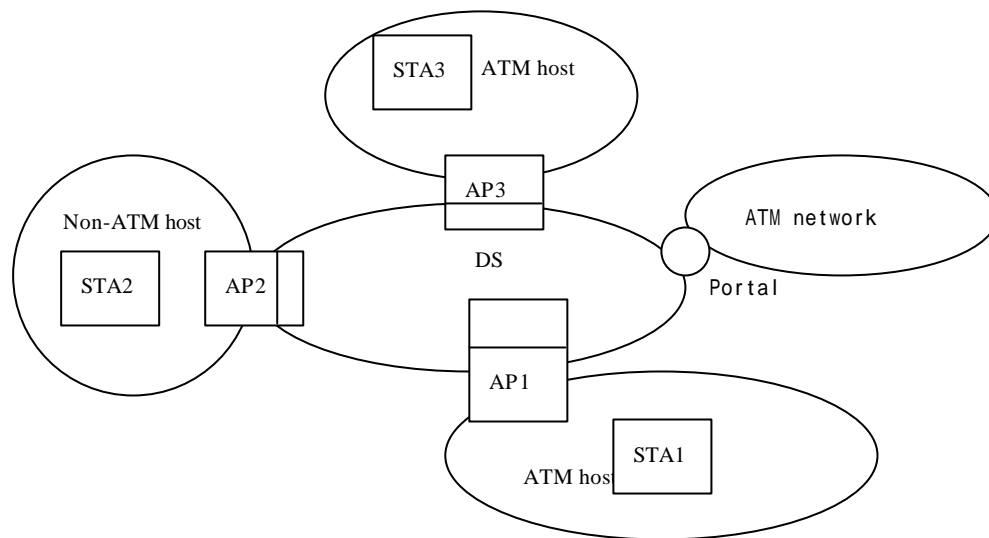


圖 3.3 ESS 網路架構

使用者想從一個 BSS 移動到相同 ESS 網路的另一個 BSS，則必須傳送再結合要求框架讓 DS 將原本（使用者，AP）對中的 AP 換成新 AP 的序號。但使用者一旦移到另一個 ESS 網路的 BSS 內，就無法與原先的 ESS 直接通訊，因此必須傳送分離要求框架去除原先（使用者，AP）對的資訊，再傳送結合要求框架給新的 DS 產生新的（使用者，AP）對。

由於在混和型架構下，ATM 的用戶有機會與非 ATM 的使用者通訊，因此一些轉換的程序必須討論。因為在此架構內所有資料的傳送皆需經由 AP 控制，所以 AP 必須具有轉換的功能，而轉換的工作應由接收端所屬的 AP 或入口埠進行。另外 AP 必須對旗下的使用者是否屬於 ATM 用戶做通盤的瞭解，如此才能判斷是否應該做轉換的工作，而使用者可以利用結合要求框架或再結合要求框架告知 AP 是否為 ATM 用戶。對 ATM 用戶而言，VPI/VCI 是連結到 ATM 網路後才使用得到的資訊，因此在混和型系統下只需利用 12 位元的連線識別碼對應每組連線之 VPI/VCI 即可 [8]。如果 ATM 用戶需利用入口埠連接到外部 ATM 網路，則入口埠必須負責將連線識別碼轉換回 VPI/VCI 對，若 ATM 用戶連線的對象是同一 ESS 內另一個 BSS 之 ATM 用戶，則在整個連線過程中皆用連線識別碼代替 VPI/VCI。

除了 VPI/VCI 外，對一個碼格而言，在無線的環境下，有很多標頭（header）是可以到入口埠時重組再送至 ATM 網路端的，或則，反過來說從網路端送至入口埠後的碼格可以縮減一些標頭再送到用戶端^{[8][15]}。舉例來說：GFC（Generic flow control）只存在使用者與網路端間之介面，負責流量控制，因此只需存在於入口埠與網路端間之介面，由入口埠負責流量控制，故在無線的環境下，此部分可以省略。另外，HEC（header error control）則由於每個 MPDU 皆含有錯誤控制碼而可省略。因此一個 ATM 碼格的標頭只需 2 個位元組，包含 12 個位元的連線識別碼及 3 個位元的 PT（payload type）、1 個位元的 CLP（cell loss priority）。最後，由用戶端送至入口埠的碼格，入口埠會根據連線識別碼將完整的標頭還原並加上 HEC。而只在同 ESS 內傳送的 ATM 用戶因為不需連結到 ATM 骨幹網路，因此整個傳輸過程標頭部分只需 2 個位元組。

以下考慮幾種可能發生的例子：

1. ATM 用戶連結到外部網路

以圖 3.3 為例，當 ATM 用戶 STA1 與遠端用戶連線時，從 STA1 到入口埠端間的 VPI/VCI 是由連線識別碼取代，而 STA1 送出之 MPDU 中的 DA（Destination Address）則為入口埠的 MAC 位址。一旦 MPDU 送達入口埠端，入口埠必須將 MPDU 負載中的 ATM 碼格取出並重新組裝 ATM 碼格之標頭。其協定層級如圖 3.4。

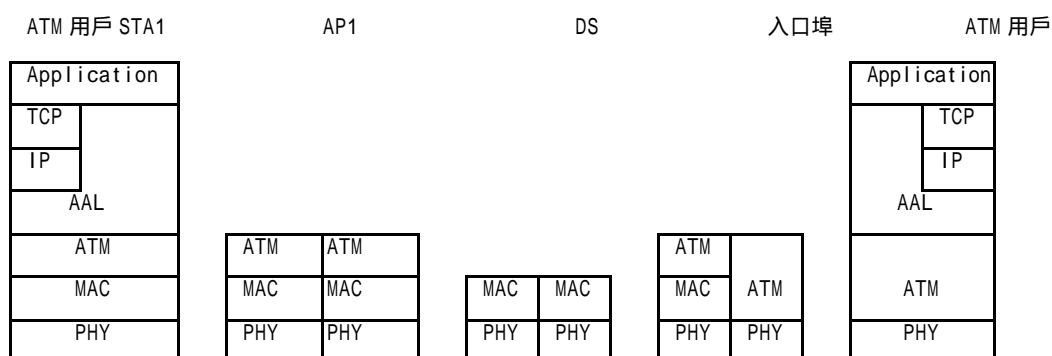


圖 3.4 ATM 用戶 — 入口埠協定層級

2. ATM 用戶連線到另一 BSS 之 ATM 用戶

在此架構下，AP1 必須提供連線識別碼給 ATM 用戶 STA1 以便連線到 ATM 用戶 STA3 端。連線的順序為 STA1 先連線到 AP1，再連到 AP3，最後連接到 STA3。至於 STA3 的 (IP address, MAC address) 及 (MAC address, ATM address) 對應關係，STA1 可利用 ARP(Address Resolution Protocol)及 LE-ARP(LAN Emulation Address Resolution Protocol) 獲得資訊。關於 ARP 及 LE-ARP 之相關議題可以參考 [16] [17] [18]，並不在本文討論範圍。圖 3.5 為此類系統之協定層級。

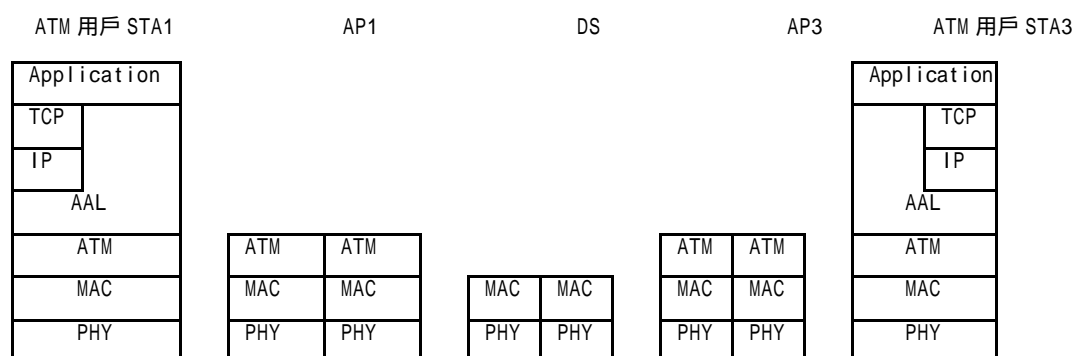


圖 3.5 ATM 用戶 — ATM 用戶協定層級

3. ATM 用戶連線到另一 BSS 之非 ATM 用戶

如前所述，當不同類型的用戶相互連線時，接收端所屬之 AP 必須完成轉換程序。因此以圖 3.3 為例，若 STA1 傳送 MPDU 給 STA2，則 AP2 必須將 ATM 格式轉換成非 ATM 格式，相反的，若是 STA2 傳送 MPDU 給 STA1，AP1 必須將非 ATM 格式轉換成 ATM 格式。在此情況下，連線識別碼只存在於 STA1 到 AP2 之間，因此 STA1 將 AP2 之 ATM 位址當成是連線終端的 ATM 位址。圖 3.6 為其協定層級 [16]，其中 LANE 模組可支援 IP 封包在 ATM 上傳輸。

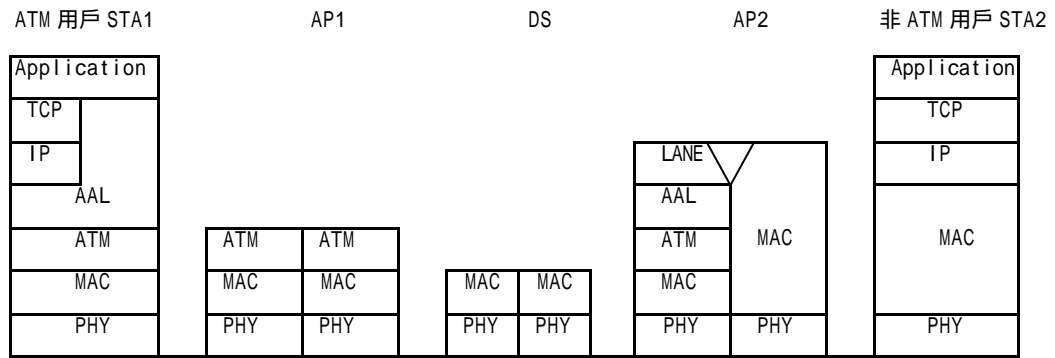


圖 3.6a ATM 用戶 — 非 ATM 用戶協定層級

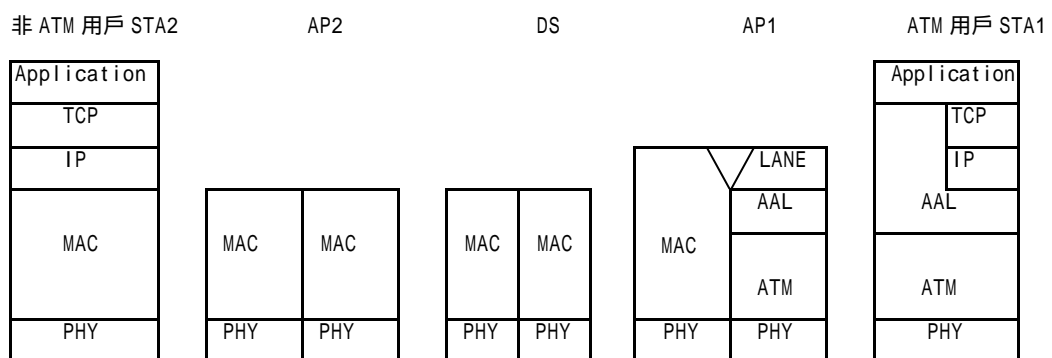


圖 3.6b 非 ATM 用戶 — ATM 用戶協定層級

4. ATM 用戶連線到同一 BSS 內之另一 ATM 用戶

雖然是在同一 BSS 內，但所有的傳送皆需經過 AP，因此連線過程是由此 ATM 連線到 AP 再連到另一個 ATM 用戶，其中連線識別碼由 AP 提供。

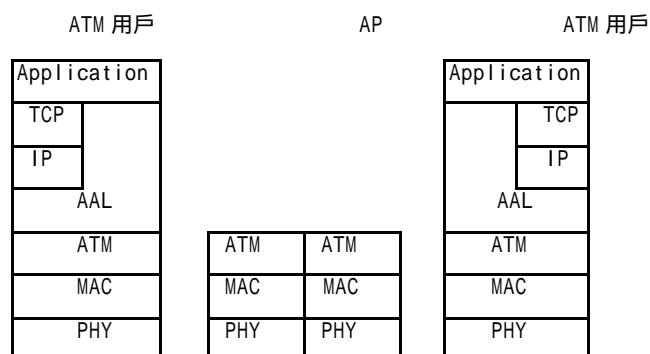


圖 3.7 ATM 用戶 — ATM 用戶 (同一 BSS) 協定層級

5. ATM 用戶連線到同一 BSS 的非 ATM 用戶

相同的道理，所有連線皆經由 AP 接續，因此 AP 必須有轉換的功能。在此情況下，連線識別碼只存在於 ATM 用戶到 AP 之間，因此 ATM 用戶將 AP 之 ATM 位址當成是連線終端的 ATM 位址。

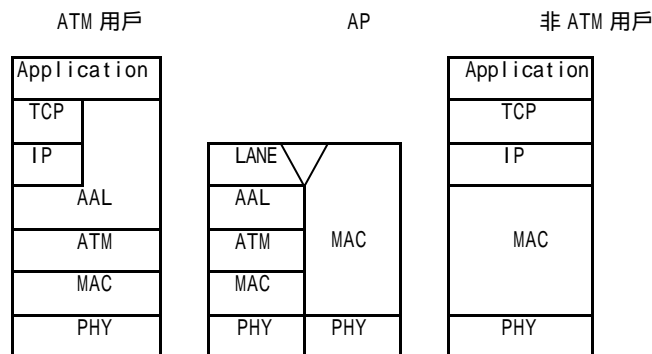


圖 3.8 ATM 用戶 — 非 ATM 用戶 (同一 BSS) 協定層級

6. 非 ATM 用戶連結到外部網路

用戶端產生的 MPDU 經由 AP 及 DS 傳送到入口埠端，一旦 MPDU 送達入口埠端，入口埠必須將 MPDU 內的負載分割成 AAL 形式並加上 5 個位元組的標頭形成 ATM 碼格送往網路端。

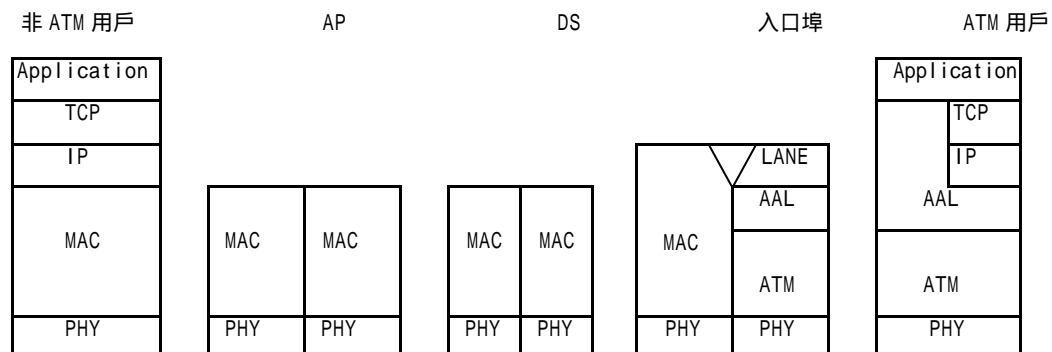


圖 3.9 非 ATM 用戶 — 入口埠協定層級

7. 非 ATM 用戶連線到另一 BSS 之非 ATM 用戶

這是典型的 IEEE 802.11 傳送架構，不需做轉換的動作。

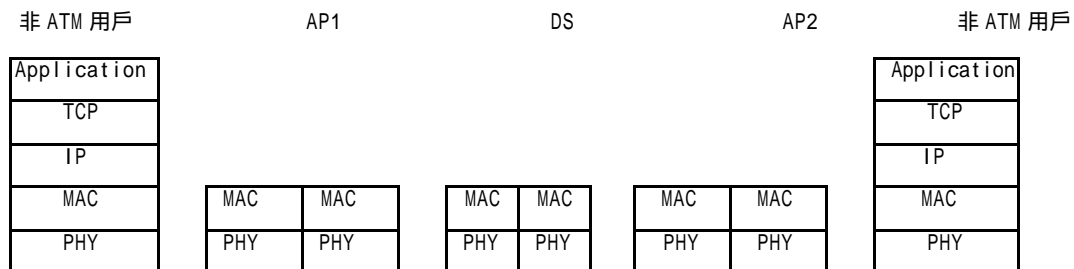


圖 3.10 非 ATM 用戶 — 非 ATM 用戶協定層級

8. 非 ATM 用戶連線到同一 BSS 之非 ATM 用戶

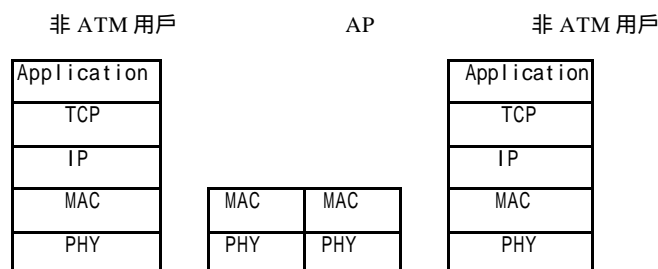


圖 3.11 非 ATM 用戶 — 非 ATM 用戶（同一 BSS）協定層級

3.2 協定架構

超級框架的架構如圖 3.12。在混和型環境下為了提供多媒體的應用，選擇將超級框架的長度固定，以避免使用者傳送過量的非及時性 MPDU 而壓縮 CFP 區間，以致於影響及時性交通型態的傳輸。此外不論使用者是否為 ATM 用戶，使用者皆



圖 3.12 混和型環境之超級框架架構

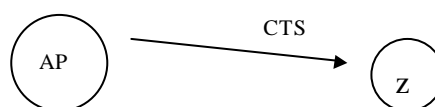
將傳送之 MPDU 分類成 CBR、VBR、ABR 及 UBR 四種交通型態。PCF 週期利用輪呼方式傳送 MPDU，上傳部分適合 CBR 及 rt-VBR、nrt-VBR 交通型態，下傳部分則由 AP 控制各類形的交通型態（包括 CBR、VBR、ABR 及 UBR）傳送順序。在收到 AP 的下傳資料後，接收者只能回復 ACK 封包給 AP，不可兼送資料，除非 AP 同時傳送輪呼框架給此使用者。DCF 週期則是供上傳的 ABR 或 UBR 使用，利用 CSMA/CA 方式競爭通道的使用權。

在 DCF 區間為了解決隱藏用戶的問題，使用者之間不再允許直接通訊，而是經由 AP 轉送框架，也就是說傳送者傳送 RTS 後，目的端（destination node）不再回復 CTS 而是由 AP 回復 CTS。由於在原本 IEEE 802.11 分散式環境下，隱藏用戶的存在會讓某些使用者無法接收到完整的 RTS 或 CTS，造成使用者之間對通道的狀態判斷不一，再加上使用者也無法保證能聽到全部的傳輸過程，因此使用者之間不同步的可能性增加，造成框架碰撞的機率大幅提昇。為了維持 BSS 內的同步，決定改由 AP 接收上傳的資料並負責全區用戶的同步。也就是當傳送端有資料要傳給同 BSS 內的另一使用者時，傳送端先傳送 RTS 給 AP，如果 AP 接收到完整的 RTS 則回應 CTS 並請傳送端傳送資料到 AP 端，之後 AP 端再利用下傳時間傳送此資料到目的端。由於 AP 端傳送 CTS 時所有 BSS 內的使用者皆在接收範圍之內，因此所有用戶皆能根據 CTS 做同步動作〔19〕。

3.3 混和型 DCF

此環境下的 DCF 與 IEEE 802.11 之 DCF 最大的不同是這個 DCF 協定是由 AP 控制 [20]。由於一個超級框架內有專門的區域供 AP 下傳之用，所以在此部分 AP 只負責接收資料，使用者也只能傳送 MPDU 給 AP。如果在 AP 傳送 CTS 時隱藏用戶正巧傳送 RTS 給 AP，此時 AP 不會發現隱藏用戶傳送的 RTS，而隱藏用戶也會因未收到 CTS 斷定傳送失敗。但是隱藏用戶有可能在 DIFS 後判斷通道閒置而傳送第二次的 RTS，此外同時收到 AP 之 CTS 及隱藏用戶之 RTS 的使用者也會因無法解讀接收到的框架為何物而在 DIFS 後判斷通道閒置並傳送 RTS 給 AP。如圖 3.13，使用者 x 傳送 RTS 給 AP，當 AP 回復 CTS 時使用者 y 因為無法檢測出使用者 x 的傳輸而傳送 RTS 給 AP，此時使用者 z 同時收到 AP 之 CTS 及使用者 y 之 RTS，造成使用者 z 判斷不出接收框架之 Duration/ID 值為何而無法修改 NAV 值。

在集權式 (centralization) 的環境下使用者收到雜訊的可能性只有兩種，一種是 2 個使用者同時傳送 RTS 給 AP；另一種是在 AP 傳送 CTS 前後一個延遲時間內使用者傳送 RTS 給 AP，這種情況發生在使用者無法檢測出之前傳送 RTS 給 AP 的傳送者之傳輸。因此，我們希望提出一個方法讓使用者能判別這兩種不同情況。此外，原本在分散式的架構下，聽到 RTS 的使用者必須修改 NVA，並停止送收資料直到 NAV 為 0。但在集權式的環境中，只有 AP 可以傳送 CTS，因此使用者在聽到 RTS 後一段時間內若沒有收到 CTS 即表示碰撞發生，此時使用者應可以繼續之前的 backoff 程序。故，另一種專屬集權式的協定必須提出以解決以上的問題。



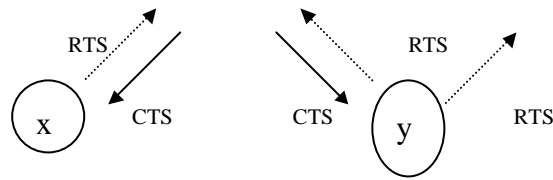


圖 3.13 隱藏用戶對傳送者之影響

3.3.1 混和型 DCF 協定

為了讓使用者能正確判斷出在收到雜訊後通道的使用狀況是屬於閒置中(RTS 與 RTS 碰撞所造成之雜訊) 或忙碌中 (CTS 與 RTS 碰撞所造成之雜訊), AP 在成功收到 RTS 後, 送出兩次 CTS, CTS1 及 CTS2, 中間相隔一個 SIFS 的時間, 以便讓所有使用者皆能收到 CTS, 並修改 NAV 值, 如圖 3.14。CTS1 與 CTS2 主要差別在於長度的不同, CTS1 的長度必須大於 RTS 加上兩倍的傳送 / 接收轉換時間, 如圖 3.15, 如此可以保證使用者在收到雜訊後能收到一個完整的 CTS, 而 CTS2 的長度與 IEEE 802.11 標準中 CTS 的長度相同。使用者只要成功的收到其中一個完整的 CTS, 就比較 NAV 值與 CTS 控制框中 Duration/ID 欄位的值之大小, 若控制框中的值較大則修改 NAV 值, 其中 CTS1 中 Duration/ID 值為 3 個 SIFS 加 CTS2 及傳送資料框、ACK 所需時間, 而 CTS2 中 Duration/ID 值為 2 個 SIFS 加上傳送資料框及 ACK 所需時間。另外, RTS 中 Duration/ID 值為 4 個 SIFS 加 CTS1、CTS2 及傳送資料框、ACK 所需時間。

因此, 收到雜訊的使用者可以利用收到 CTS2 與否來判斷通道的使用狀況, 而收到完整 RTS 的使用者也可根據是否聽到任何一個 CTS 來判斷通道的狀態。此外, 對於一個剛登入的使用者而言, 因為無法判斷現在是處於 PCF 或 DCF 週期, 所以很有可能在 PCF 週期傳送資料。再則由於超級框架的長度是固定的, 如果使

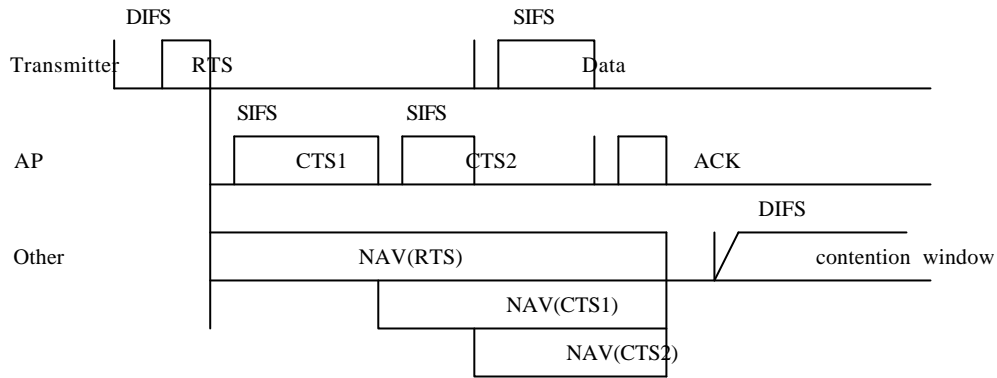


圖 3.14 RTS/CTS1/CTS2/資料框/ACK 及 NAV 之設定

用者沒有“DCF 可用長度”的資訊卻貿然傳送 RTS，也有可能在 DCF 區間因傳送資料的長度過長以致於跨過超級框架的界線，壓縮下一個超級框架的 PCF 長度。因此，剛登入的使用者必須設定本身的 NAV 值為一個超級框架的長度並須等待 Beacon，以便做同步用，或 CF-end 控制框（內含 DCF 可用長度資訊）的廣播，才能判斷傳送過程中是否超過 DCF 可用長度限制，倘若發現傳送資料框後會壓縮到下一個超級框架則依邊界問題的定義決定傳送程序。一旦收到 Beacon 或 CF-end 後重設 NAV 值為 0。

綜合以上所述，純 ATM 型 DCF 工作原理可以敘述如下：

- (1) 使用者在剛登入時必須設定本身的 NAV 值為一個超級框架的長度並須等待 Beacon 或 CF-end frame 的廣播，才能判斷 DCF 可用的長度，並重設 NAV 值為 0 準備傳送之程序。
- (2) 通道閒置（實體載波感測判斷為閒置狀態且 NAV 的值設為 0）超過 DIFS 並且 backoff timer 為 0 時可傳送 RTS 給 AP，若超過 DIFS 後仍未接到完整的 CTS 則進入 backoff 程序。若在此段時間內收到不屬於自己的 CTS，則根據 CTS 控制框中 Duration/ID 欄位的值修改自身的 NAV。一旦收到回復給自己且完整的 CTS，在 SIFS 後送出 MPDU，最長可送出一個 MSDU 的資料量，分多個 MPDU

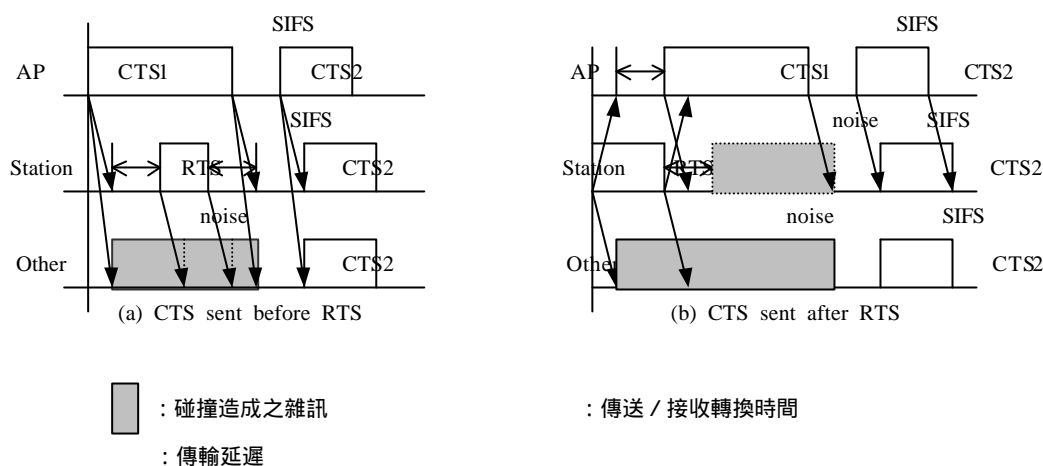


圖 3.15 CTS 長度示意圖

傳送。如果傳輸者傳送 MPDU 後經過 ACK - Timeout 仍未收到 ACK，停止傳輸並重新競爭通道的使用權（在通道閒置超過 DIFS 後進入 backoff 程序）。

(3) AP 在收到完整的 RTS 再過 SIFS 時間後回復 CTS1 及 CTS2 給傳送者，兩 CTS 傳送時間相差一個 SIFS。

(4) 聽到其他使用者的 RTS（或資料框）後，觀察 Duration/ID 欄位中的值，若大於原先 NAV 的值則修改 NAV 的值為 Duration/ID 欄位中的值。若超過 DIFS 的時間仍未收到 AP 傳送之 CTS，則重設 NAV 值為 0，並繼續之前 backoff 程序。

(5) 聽到 AP 的 CTS（或 ACK）後先判斷是否是給自己的回復，若不是則觀察 Duration/ID 欄位中的值，若大於原先 NAV 的值則修改 NAV 的值為 Duration/ID 欄位中的值，並須等到 NAV 為 0 時才可繼續之前 backoff 程序。

(6) 在收到雜訊後，若在 DIFS 時間內未收到任何一個 CTS，則繼續之前 backoff 程序；若收到任何一次 CTS，則進入工作原理（5）。

由於此系統是由 AP 控制傳輸過程，因此使用者之間的動作較為同步，故利用〔21〕〔22〕估計系統的貫通率。表 3.1 為分析時使用之數值〔9〕。圖 3.16 比較

表 3.1 混和型 DCF 分析所使用之參數值

Parameter	Value
Channel capacity	24Mbps
Slot time	20 μ s
SIFS	20 μ s
DIFS	60 μ s
MPDU 負載	2300byte
ACK-Time-out	40 μ s
RTS	20bytes
CTS1	$T_{RTS} + 2SIFS$
IEEE 802.11 CTS 及 CTS2	14bytea
ACK	14bytes
CWmin	32
CWmax	256

IEEE 802.11 分散式系統、由 AP 傳送一個 CTS（長度與 IEEE 802.11 標準內的 CTS 相同）控制使用者的傳輸程序及之前介紹的 DCF 協定。由圖可知，在用戶人數較小時，分散式及 AP 傳送一個 CTS 的系統其貫通率比本系統好，這是因為使用者少的時候，隱藏用戶的個數也少，因此破壞傳送的機率下降，此時傳送兩次 CTS 反而增加系統負擔。相對的，在用戶人數上升時，隱藏用戶及收到雜訊的使用者增加，因而更容易中斷其他使用者的傳送，造成使用者重傳機率的提升，形成通道的浪費。

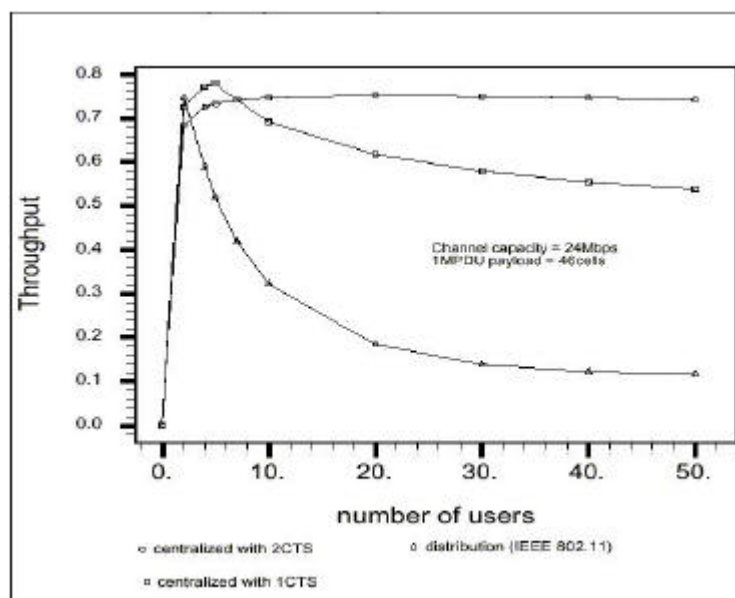


圖 3.16 混和型架構中的 DCF 協定與 IEEE 802.11 及 CTS 個數為一的集權型協定之比較

3.3.2 邊界問題

由於我們定義了一個固定長度的超級框架及可變動的 PCF 長度，因此每次超級框架的 DCF 長度並不相同。雖然 DCF 長度不等，但每次 PCF 結束時會送 CF-end 框架通知所有使用者 DCF 週期開始，故使用者仍有辦法掌握 DCF 時間週期。

若使用者傳送一個 MPDU 並收到 ACK 後發現剩餘的時間不足以傳送下一個 MPDU 及接收 ACK 訊號便停止傳送，等到下一個 DCF 開始，重新從之前 backoff time 所屬之競爭視窗 (CW) 中任意挑選一值為新的 backoff time 並按照 backoff 程序重新競爭通道的使用權。例如，使用者發現傳送 MPDU_i 後沒有多餘時間傳送下個 MPDU，則設 MPDU_i 為此次傳輸的最後一個 MPDU，並設 MPDU_i 的 Duration / ID 欄位為 1 個 ACK 加上 1 個 SIFS 所需時間。如果此次傳輸 backoff time 是從 {0, 1...7} 的 CW 區間任意挑選的值，則在下個超級框架 DCF 週期此使用者的 backoff time 仍是從 {0, 1...7} 中任意挑選一值，而非 {0, 1..... 15} CW 區間中的值。

3.4 混和型 PCF

一般而言，在 PCF 區間 AP 利用輪呼方式呼叫每一個使用者，讓他們在這段時間傳送資料。但並非所有被呼叫的使用者在此時皆有資料可傳，如此便會浪費通道的頻寬，造成更多的 overhead。因此要求使用者開始連線之前先傳送再結合要求框架給 AP，一旦收到完整的框架 AP 即將使用者加入輪呼清單，如此 AP 所呼叫的全是真正有資料要傳的使用者。如果使用者在剛登入時即有資料要傳送，則在傳送結合要求框架時可順便將此要求告知 AP。結合要求或再結合要求框架的負載包括了 1 個位元的 CF Pollable 及 1 個位元的 CF Poll Request，用以表

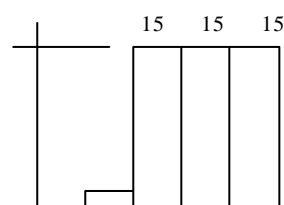
示加入或退出輪呼清單，如表 3.2，另外還需包含要求的頻寬〔23〕及下個 MPDU 的期限（deadline）等資訊。表 3.2 的第一種情況發生在使用者傳送的是 ABR 或 UBR 等只能在 DCF 區間傳送的資料框，因此不能加入輪呼清單中時。第二種情況則是當使用者登入時沒有資料要傳送，或已經傳送完資料連線結束要求從輪呼清單除去時使用。一旦使用者需要建立新的連線，必須先傳送再結合要求框架，其 CF Pollable 及 CF Poll Request 的值則如第三種狀況。

表 3.2 CF Pollable 及 CF Poll Request 的意義

CF Pollable	CF-Poll Request	Meaning
0	0	STA is not CF-Pollable
0	1	SAT is CF-Pollable, not requesting to be placed on the CF-Polling list
1	0	SAT is CF-Pollable, requesting to be placed on the CF-Polling list

如同其他 IEEE 802.11 的管理框架，結合要求或再結合要求框架是在 DCF 利用 CSMA/CA 的方式與其他管理框或 ABR、UBR 的資料框競爭。為了讓連線速度加快，結合要求或再結合要求框架在 DCF 區間只需等待通道閒置超過 PIFS 即可傳送。相同的，如果碰撞發生，使用者必須執行 backoff 程序，其中最小的競爭視窗為〔0，..，3〕，最大的為〔0，....，15〕，如圖 3.17。而 AP 在成功的收到結合要求或再結合框架且經 SIFS 的時間後，回應結合回覆框架（Association Response frame）或再結合回覆框架（Reassociation Response frame）告知使用者已將他納入輪呼清單中。一旦使用者傳送結合要求或再結合要求框架在 ACK Time-out 之前都沒收到 AP 回應的結合回覆或再結合回覆框架，使用者必須再等待通道閒置超過 PIFS 後，進入 backoff 程序。

IEEE 802.11 管理框的格式如圖 3.18〔9〕。在框架控制（Frame Control）欄



CW max

7

CW min 3

Second Retransmission

First Retransmission

Initial Attempt

圖 3.17 指數增加的 CW 值圖示

位中有一個長度為 2 個位元的 “ Type ” 欄位， “ 00 ” 代表管理框，而其後 4 個位元長度的 “ Subtype ” 則用來表示管理框的種類。倘若 PCF 的頻寬皆已被使用因而沒有多餘的頻寬可供給新的連線，此時 AP 廣播一個管理框稱為滿載框架（overload frame），其框架格式中的 Subtype 為 “ 0110 ”，告訴所有使用者不要再送再結合要求框架。一旦 AP 發現有多餘的頻寬可用，立即送出一個管理框稱為低載框架（under load），其框架格式中的 Subtype 為 “ 0111 ”，告知使用者可再送再結合要求框架。此外，結合要求或再結合要求框架的 Duration 欄位為傳送一個結合回覆或再結合回覆框架及一個 SIFS 所需時間，以微秒為單位，而結合回覆或再結合回覆框架的 Duration 欄位為 0。

一旦加入輪呼清單，除了資料框外，管理框也可在 PCF 區間傳送。也就是說，當使用者被 AP 呼叫時，除了這次送出的 MPDU 外暫存器內還有 MPDU（不論是資料框或管理框），使用者在送完此次的 MPDU 後以 piggyback 告知 AP 下一個 MPDU 的期限，以便 AP 規劃下次呼叫時間。如果暫無 MPDU 要送，使用者將 piggyback 的值設為 0，AP 會在 P 秒後再呼叫使用者。若 AP 呼叫時使用者沒有 MPDU 可傳必須送出 NF（Null Function）信號給 AP，AP 會等待 P 秒後再呼叫使用者，若仍無資料，再送 NF，AP 再等 P 秒，依此類推直到連線結束。在〔24〕中， $P=d/2$ ，

← MAC Header →

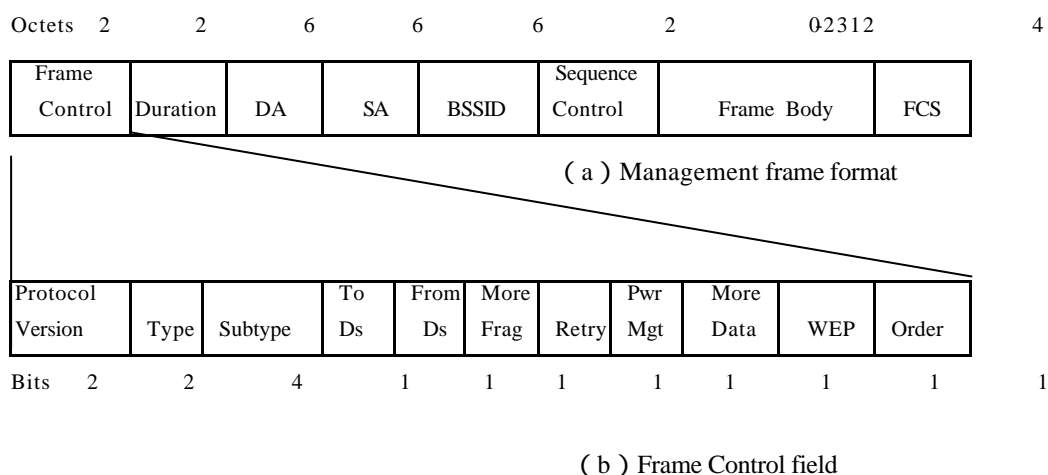


圖 3.18 管理框格式〔9〕

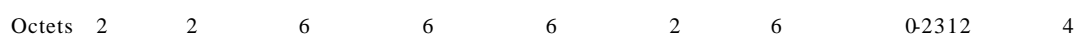
其中 d 為可以容忍的最大延遲。若 AP 在連續呼叫多次給使用者皆無 MPDU 或 NF 回應，則將使用者從輪呼清單中移除，下次 MPDU 再來時使用者必須重新傳送再結合要求框架。至於數學分析方面可參考〔24〕。

AP 在收到使用者的結合要求或再結合要求框架後，根據 MPDU 的期限以期限最早的使用者最先呼叫為原則安排輪呼的順序，而使用者每次被呼叫時只能傳送一個 MPDU 的長度。另外，AP 可以根據資料框中的位址（address）欄位判斷出此 MPDU 的目的地。IEEE 802.11 資料框格式如圖 3.19，包含四個位址，不同的目的地會使得這四個位址各有不同的意義：位址欄位（Address field）的內容根據框架控制欄位中的“ To DS ”及“ From DS ”而來，在 MPDU 的標頭中，“ To DS ”及“ From DS ”各為一個位元，可以組成四種不同狀況，如表 3.3。這四種狀況的位址欄位代表的值如表 3.4，其中 N/A 表示此欄位可忽略。

表 3.4 中，DA、SA、RA、TA、BSSID 的含意如下：

DA (Destination Address): 此 MPDU 最終目的地。

SA (Source Address) : 產生此 MPDU 的使用者位址。



一般而言，位址 1 是下一個接收者的位址，而接收端在收到資料框後傳送 ACK 給位址為位址 2 的使用者。舉例來說，如果 SA 及 DA 屬同一個 BSS，則 To DS 及 From DS 皆為 0，所以下一個接收者是 DA，而傳回的 ACK 是給 SA 的，BSSID 即為此 BSS 之 ID。這種情況只發生在 ad hoc 網路，因為 ad hoc 網路允許使用者直接交談，如果此 ad hoc 網路設有 AP，則 BSSID 為此 AP 之位址。關於 ad hoc 網路詳細資訊見第五章。若有外部的網路（如 ATM）想利用入口埠連結到混和型網路傳送 MPDU 給某一使用者，資料框在送達入口埠後傳送到使用者所屬 AP，即 To DS = 1，From DS = 0，則下一個接收者是 AP，而傳回的 ACK 是給入口埠的，此時 DA 為此使用者之位址。之後資料框再由 AP 傳送到使用者端，即 To DS = 0，From DS = 1，則下一個接收者是此使用者，而傳回的 ACK 是給 AP 的。若是混和型網路中的使用者想經由入口埠傳送 MPDU 到外部網路，使用者需先將資料框送到 AP 端，即 To DS = 1，From DS = 0，則下一個接收者是 AP，而傳回的 ACK 是給此使用者的。之後資料框再由 AP 端送往入口埠，即 To DS = 0，From DS = 1，則下一個接收者是入口埠，而傳回的 ACK 是給 AP 的。此外，當 SA 與 DA 皆為 ESS 網路中的一員，但分屬不同 BSS，傳送 MPDU 時 SA 先將封包送給本身所屬 BSS 之 AP，即 To DS = 1，From DS = 0，則下一個接收者是 AP，而傳回的 ACK 是 SA 的。MPDU 再由此 AP 送往 DS 所屬 BSS 之 AP，即 To DS = 1，From DS = 1，則下一個接收者是 DA 所屬之 AP，而傳回的 ACK 是給 SA 所屬之 AP 的。最後資料框由 DA 所屬 AP 送到 DA，即目的地，此時 To DS = 0，From DS = 1，下一個接收者是 DA，而傳回的 ACK 是給 DA 所屬之 AP。