

# IEEE 802.11 無線區域網路的效能分析

作者一 賴彥文  
財團法人  
車輛研究測試中心  
工程師  
e-mail :  
laiyenwen@artc.org.tw

## 摘要

本文採用一個基於馬可夫鏈(Markov chain)的分析模型來研究 IEEE 802.11b 高速直接序列展頻實體層之無線區域網路效能，考慮封包重傳限制及工作站避免封包碰撞，所產生的後退時間(backoff time)。而 IEEE 802.11b 支援兩種 Preamble 的長度：Long Preamble 與 Short Preamble，Long Preamble 支援的四種資料傳輸速率分別是 1、2、5.5 及 11 Mbps，選項規格的 Short Preamble 所支援的三種資料傳輸速率分別是 2、5.5 及 11 Mbps。所以我分別使用 Basic 存取機制與 RTS/CTS(Request To Send/Clear To Send)存取機制來進行 Long Preamble 與 Short Preamble 的訊框傳送，並進行網路流量、封包傳送機率、封包碰撞機率分析。

**關鍵詞：**IEEE 802.11、分散式協調功能、馬可夫鏈

## Abstract

In this thesis I use a Markov chain to model IEEE 802.11 networking behavior under the DCF. Under consideration is the IEEE 802.11b High Rate direct sequence spread spectrum physical layer. I take into account the retry limit and backoff time whereby wireless stations avoid collisions of transmitted packets. Additionally I consider two types of preambles (long and short) as per IEEE 802.11b. The long preamble mode supports transmission rates of 1, 2, 5.5, and 11 Mbps, whereas the short preamble supports transmission rates of 2, 5.5, and 11 Mbps. I study the throughput of IEEE 802.11 networks in terms of the probabilities of packet transmissions and collisions in multiple transmission rates. My performance analysis is carried out quantitatively using the RTS/CTS and basic access mechanisms, meanwhile in the context of long and short preambles, respectively.

**Keywords:** IEEE 802.11、DCF、Markov chain.

## 1. 前言

美國電機電子工程師協會 (IEEE) 於 1997 年制訂了 IEEE 802.11 無線區域網路標準 [1]，它的規格最主要部份涵蓋了媒介存取控制層及實體層。媒介存取控制層提供兩種不同功能的無線媒介存取方法：分散式協調功能 (Distributed Coordination Function, DCF) 和中樞協調功能 (Point Coordination Function, PCF)。

分散式協調功能是 IEEE 802.11 MAC 的基本存取方法，它利用載波偵測多重存取碰撞避免 (Carrier Sense Multiple Access/Collision Avoidance, CSMA/CA) 的技術來控制傳輸媒介的存取，並提供工作站傳送或接收非同步資料，適合傳輸非即時資訊。工作站試圖傳送任何資料之前必須檢視媒介是否處於閒置狀態。若處於忙碌狀態，工作站必須延遲存取，並利用隨機後退演算法來避免碰撞發生。

分散式協調功能有兩種用來傳輸資料訊框的機制，一種為 Basic 存取機制，在傳送端傳送資料訊框後，當接收端接收到該筆訊框後並回應 ACK 訊框給傳送端，即採用正面回應機制。另一種為 RTS/CTS 存取機制，在傳送端要傳送訊框前，先送出一個 RTS 控制訊框，而接收端在收到這個控制訊框時則在經過一個 SIFS 訊框間隔後立刻回送 CTS 控制訊框。只有當傳送端正確的收到接收端所回覆的 CTS 時，傳送端才能送出資料訊框。

IEEE 於 1999 年制訂了 IEEE 802.11b 高速直接序列展頻實體層標準 [3]，使用 2.4GHz 的傳輸頻帶，提供 1、2、5.5、11 Mbps 的多重傳輸速率，支援 Long 與 Short 兩種 Preamble，Long Preamble 可支援 1、2、5.5、11 Mbps 傳輸速率，Short Preamble 可支援 2、5.5、11 Mbps 傳輸速率。

由於 IEEE 802.11b 具有向後相容性，可以與 1Mbps 及 2 Mbps 的 IEEE 802.11 直接序列展頻系統相容，本篇論文將針對 IEEE 802.11b 高

速直接序列展頻實體層來進行無線區域網路的效能評估，此外本論文分析模型亦可適用於 IEEE 802.11g[4]環境中。

本文採用一個考慮訊框重傳限制的馬可夫鏈分析模型來研究 IEEE802.11b 高速直接序列展頻實體層之無線區域網路效能，並考慮工作站避免封包碰撞所產生的後退時間。因 IEEE 802.11b 支援兩種 Preamble 的長度：Long Preamble 與 Short Preamble，Long Preamble 支援的 4 種資料傳輸速率分別是 1、2、5.5 及 11Mbps，選項規格的 Short Preamble 所支援的 3 種資料傳輸速率分別是 2、5.5 及 11Mbps。所以我分別使用 Basic 存取機制與 RTS/CTS 存取機制，以多重傳輸速率來進行 Long Preamble 與 Short Preamble 的訊框傳送。

本文的分析模型假設無線區域網路是由多台競爭工作站所組成，在理想通道情況下進行封包傳送，不考慮封包傳送錯誤及隱藏節點，並假設每部工作站不斷的有封包需要傳送。

本論文將使用 IEEE 802.11 MAC 的 DCF 之 Basic 存取機制與 RTS/CTS 存取機制，針對 IEEE 802.11b 高速直接序列展頻實體層來進行無線區域網路的效能分析。

## 2. 分析模型

本章利用馬可夫鏈分析模型來評估 IEEE 802.11b 網路的效能，採用的分析模型基於以下假設：

- 本文忽略由於通道雜訊所導致的封包傳送錯誤，不考慮雜訊干擾。封包發生錯誤的原因，全然由於發生碰撞所致。
- 無隱藏節點的存在，即每部工作站都能正確地偵測到通道是否處於閒置狀態。
- 本文假設無線區域網路由有限個  $n$  台競爭工作站所組成，在飽和情況下，每部工作站不斷的有封包需要傳送。

### 2.1 封包傳送機率

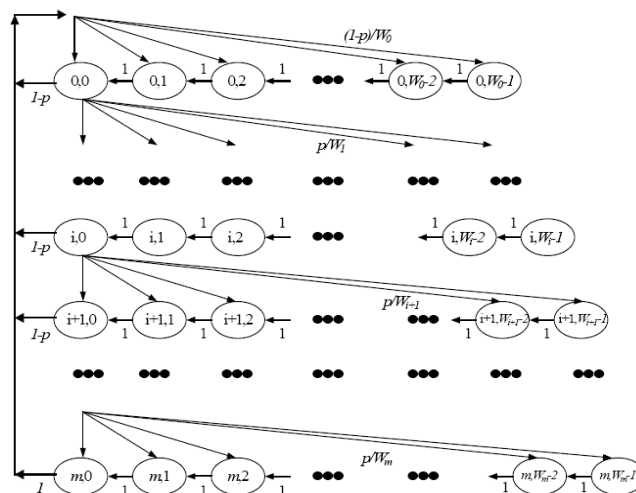


圖 1 Markov chain 模型

我用  $s(t)$  來表示工作站在時槽時間(slot time) $t$  之後退階段(backoff stage)的隨機程序，用  $b(t)$  來表示工作站在時槽時間  $t$  之後退時間計數器的隨機程序。一個離散時間的馬可夫鏈模型如圖 1 所示，被用於做為二維程序  $\{s(t), b(t)\}$  的模型。令  $b_{i,k} = \lim_{t \rightarrow \infty} \{s(t)=i, b(t)=k\}$  為馬可夫鏈的固定機率分佈，在此  $i \in [0, m], k \in [0, W_i - 1]$ ，可得到下列的關係：

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

$$b_{i,0} = p^i \cdot b_{0,0} \quad , \quad 0 \leq i \leq m \quad (2)$$

$$b_{m,0} = p^m \cdot b_{0,0} \quad (3)$$

$$\begin{cases} W_i = 2^i \cdot W & , \quad i \leq m' \\ W_i = 2^{m'} \cdot W & , \quad i > m' \end{cases} \quad (4)$$

其中， $i$  表示後退階段， $m$  表示工作站的短訊框重傳限制(short retry limit)，根據 IEEE 802.11 標準[2]，其預設值為 7，在此  $m$  也表示最大的後退階段。在 IEEE 802.11b 高速直接序列展頻實體層，最大競爭視窗之後退階段  $m' = 5$ ，最小競爭視窗  $W = CW_{min}$ ，最大競爭視窗  $W_{m'} = CW_{max} = 2^{m'} \cdot CW_{min}$ 。由於馬可夫鏈具有規律性，且  $k \in [0, W_i - 1]$ ，可得到

$$b_{i,k} = \frac{W_i - k}{W_i} \cdot \begin{cases} (1-p) \cdot \sum_{j=0}^{m-1} b_{j,0} + b_{m,0} & , \quad i = 0 \\ p \cdot b_{i-1,0} & , \quad 0 < i \leq m \end{cases} \quad (5)$$

利用(2)式可將(5)改寫成

$$b_{i,k} = \frac{W_i - k}{W_i} \cdot b_{i,0} \quad , \quad 0 \leq i \leq m \quad (6)$$

(2)式及(6)式表示所有的 $b_{i,k}$ 值為 $b_{0,0}$ 及碰撞機率 $p$ 的函數，藉由利用正規化(normalization)條件來求得 $b_{0,0}$ ，當工作站的短訊框重傳限制小於等於最大競爭視窗之後退階段，即 $m \leq m'$ ， $b_{0,0}$ 可用(7)式表示。而當工作站的短訊框重傳限制大於最大競爭視窗之後退階段，即 $m > m'$ ， $b_{0,0}$ 可用(10)式表示。最後我將 $b_{0,0}$ 整理成(12)式[7]，而 $b_{0,0}$ 由 $m$ 及 $m'$ 決定。利用先前的分析，可推導出一部工作站在隨機狀況下所選擇的時槽時間，傳送一個封包的機率 $\tau$ 。當工作站的後退計時器達到零時，工作站進行封包傳輸，傳送機率 $\tau$ 能夠以(8)式及(11)式表示。我將傳送機率 $\tau$ 整理成(13)式，由(13)式可知，傳送機率 $\tau$ 可由碰撞機率 $p$ 決定，封包傳送機率 $\tau$ 與工作站採用Basic存取機制或RTS/CTS存取機制無關。

當工作站的短訊框重傳限制小於等於最大競爭視窗之後退階段，即 $m \leq m'$ ，可求得如下：

$$\begin{aligned} 1 &= \sum_{i=0}^m \sum_{k=0}^{W_i-1} b_{i,k} \\ &= \sum_{i=0}^m b_{i,0} \sum_{k=0}^{W_i-1} \frac{W_i - k}{W_i} \\ &= \sum_{i=0}^m b_{i,0} \cdot \frac{W_i + 1}{2} \\ &= \frac{b_{0,0}}{2} \left[ W \cdot \left( \frac{1 - (2p)^{m+1}}{1 - 2p} \right) + \frac{1 - p^{m+1}}{1 - p} \right] \\ b_{0,0} &= \frac{2 \cdot (1 - 2p) \cdot (1 - p)}{W \cdot (1 - (2p)^{m+1}) \cdot (1 - p) + (1 - 2p) \cdot (1 - p^{m+1})} \quad (7) \end{aligned}$$

當工作站進入競爭視窗時，工作站會依其產生的後退時間進行運作。此後退時間隨時間遞減，工作站必須等到其後退時間遞減為零時才能傳送封包。一部工作站在隨機狀況下所選擇的時槽時間傳送一個封包的機率 $\tau$ 可表示如下：

$$\begin{aligned} \tau &= \sum_{i=0}^m b_{i,0} \\ &= \frac{1 - p^{m+1}}{1 - p} \cdot b_{0,0} \\ &= \frac{2 \cdot (1 - 2p) \cdot (1 - p^{m+1})}{W \cdot (1 - (2p)^{m+1}) \cdot (1 - p) + (1 - 2p) \cdot (1 - p^{m+1})} \quad (8) \end{aligned}$$

當 $m=0$ ，即不考慮指數後退機制，此時傳送機率 $\tau$ 與碰撞機率 $p$ 無關，傳送機率 $\tau$ 可簡化成(9)式。

$$\tau = \frac{2}{W + 1} \quad (9)$$

當工作站的短訊框重傳限制大於最大競爭視窗之後退階段，即 $m > m'$ ，可求得如下：

$$\begin{aligned} 1 &= \sum_{i=0}^m \sum_{k=0}^{W_i-1} b_{i,k} \\ &= \sum_{i=0}^m b_{i,0} \sum_{k=0}^{W_i-1} \frac{W_i - k}{W_i} \\ &= \sum_{i=0}^m b_{i,0} \cdot \frac{W_i + 1}{2} \\ &= \frac{b_{0,0}}{2} \left[ W \cdot \left( \frac{1 - (2p)^{m'+1}}{1 - 2p} \right) + \frac{2^{m'} \cdot W \cdot (p^{m'+1} (1 - p^{m-m'}))}{1 - p} + \frac{1 - p^{m+1}}{1 - p} \right] \\ b_{0,0} &= \frac{2 \cdot (1 - 2p) \cdot (1 - p)}{W \cdot (1 - (2p)^{m'+1}) \cdot (1 - p) + (1 - 2p) \cdot (1 - p^{m'+1}) + W \cdot 2^{m'} \cdot p^{m'+1} \cdot (1 - 2p) \cdot (1 - p^{m-m'})} \quad (10) \end{aligned}$$

當工作站進入競爭視窗時，工作站會依其產生的後退時間進行運作。此後退時間隨時間遞減，工作站必須等到其後退時間遞減為零時才能傳送封包。一部工作站在隨機狀況下所選擇的時槽時間傳送一個封包的機率 $\tau$ 可表示如下：

$$\begin{aligned} \tau &= \sum_{i=0}^m b_{i,0} \\ &= \sum_{i=0}^m p^i \cdot b_{0,0} \\ &= \frac{1 - p^{m+1}}{1 - p} \cdot b_{0,0} \\ &= \frac{2 \cdot (1 - 2p) \cdot (1 - p^{m+1})}{W \cdot (1 - (2p)^{m'+1}) \cdot (1 - p) + (1 - 2p) \cdot (1 - p^{m'+1}) + W \cdot 2^{m'} \cdot p^{m'+1} \cdot (1 - 2p) \cdot (1 - p^{m-m'})} \quad (11) \end{aligned}$$

$$h_0 = \begin{cases} \frac{2(1-2p)(1-p)}{W(1-(2p)^{m+1})(1-p)+(1-2p)(1-p^{m+1})} & m \leq m' \\ \frac{2(1-2p)(1-p)}{W(1-(2p)^{m+1})(1-p)+(1-2p)(1-p^{m+1})+W \cdot 2^m \cdot p^{m+1} \cdot (1-2p)(1-p^{m-m'})} & m > m' \end{cases} \quad (12)$$

$$\tau = \begin{cases} \frac{2(1-2p)(1-p^{m+1})}{W(1-(2p)^{m+1})(1-p)+(1-2p)(1-p^{m+1})} & m \leq m' \\ \frac{2(1-2p)(1-p^{m+1})}{W(1-(2p)^{m+1})(1-p)+(1-2p)(1-p^{m+1})+W \cdot 2^m \cdot p^{m+1} \cdot (1-2p)(1-p^{m-m'})} & m > m' \end{cases} \quad (13)$$

我的分析採用馬可夫鏈模型，假設所有的工作站均不斷的有封包可在通道中進行封包傳輸。一個傳送的封包所遭遇的碰撞機率  $p$  為於另外  $n-1$  台工作站中至少有一台工作站在相同傳送時間下，傳送封包所造成之碰撞機率。假設所有的工作站之封包傳送機率為  $\tau$ ，則碰撞機率  $p$  可表示為(14)式[5][6]，其中， $\tau \in [0,1]$ 、 $p \in [0,1]$ 。 $p$  與  $\tau$  之間的關係如圖 2 所示，圖 2 顯示在相同傳送機率  $\tau$  下，當工作站數目  $n$  增加時，碰撞機率  $p$  呈現遞增。

$$p = 1 - (1 - \tau)^{n-1} \quad (14)$$

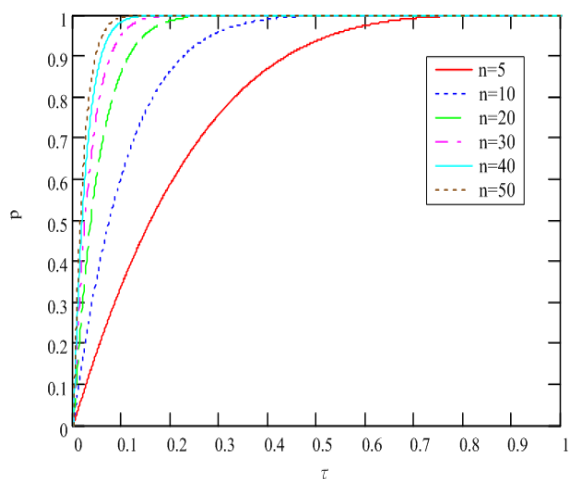


圖 2  $p$  與  $\tau$  之關係圖

(13)式與(14)式形成兩個未知數  $\tau$  及  $p$  所構成之非線性系統。此非線性系統可利用數值分析方法來求解且在  $p \in [0,1]$ 、 $\tau \in [0,1]$  的條件下可求得唯一解。

$P_{tr}$  為在考量的時槽時間內，至少有一台工作站傳送一個封包之機率。對於一個由  $n$  台競爭通道的工作站所構成之無線區域網路，每台工作站的傳送機率為  $\tau$ ， $P_{tr}$  可表示為(15)式[5][6]，其中， $\tau \in [0,1]$ 、 $P_{tr} \in [0,1]$ 。 $P_{tr}$  與  $\tau$  之間的關係如圖 3 所示，圖 3 顯示在相同傳送機率  $\tau$  下，當工作站數目  $n$  增加時， $P_{tr}$  呈現遞增。

$$P_{tr} = 1 - (1 - \tau)^n \quad (15)$$

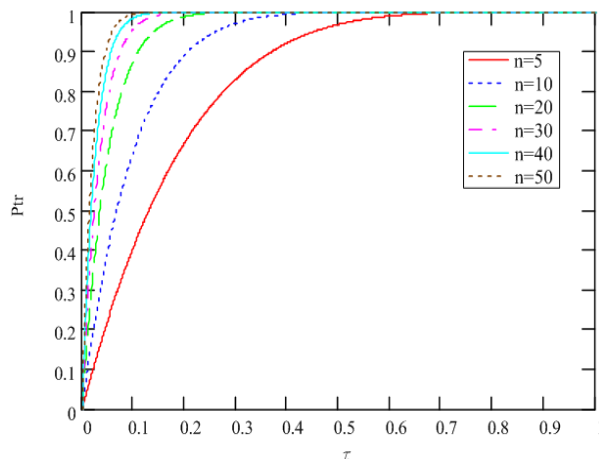


圖 3  $P_{tr}$  與  $\tau$  之關係圖

$P_s$  為在通道中成功傳送封包的機率，即一台工作站成功傳送封包，其餘  $n-1$  台工作站延後傳送封包。 $P_s$  可表示為(16)式[5][6]，其中， $\tau \in [0,1]$ 、 $P_s \in [0,1]$ 。 $P_s$  與  $\tau$  之間的關係如圖 4 所示，圖 4 顯示在相同傳送機率  $\tau$  下，當工作站數目  $n$  增加時， $P_s$  呈現遞減。

$$P_s = \frac{n\tau(1-\tau)^{n-1}}{P_{tr}} = \frac{n\tau(1-\tau)^{n-1}}{1-(1-\tau)^n} \quad (16)$$

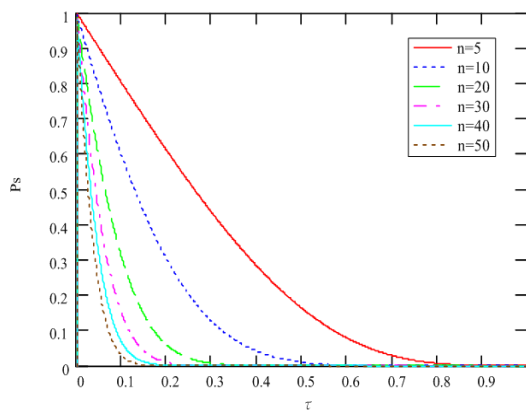


圖 4  $P_s$  與  $\tau$  之關係圖

## 2.2 流量分析

系統流量  $S$  定義為：在一個時槽時間內，通道用來成功傳送封包 payload 的資料傳輸量。 $S$  可以(17)式[6][10][12][13]表示：

$$S = \frac{P_{tr}P_sL}{(1-P_{tr})\sigma + P_{tr}P_sT_s + P_{tr}(1-P_s)T_c} \quad (17)$$

$L$  為傳送封包 payload 的平均長度，由於在

一個時槽時間內，封包成功傳送的機率為  $P_{tr}P_s$ ，則  $P_{tr}P_sL$  為在一個時槽時間內，封包 payload 成功傳送的平均長度。

(17) 式的分母表示一個時槽時間的平均長度，其中  $(1-P_{tr})$  為一個時槽時間未被佔用的機率， $\sigma$  為一個未被佔用的時槽時間， $P_{tr}P_s$  為一個時槽時間內封包成功傳送之機率， $T_s$  為在通道中傳輸媒介處於忙碌狀態的封包成功傳送之平均時間， $P_{tr}(1-P_s)$  為一個時槽時間內封包發生碰撞之機率， $T_c$  為在通道中傳輸媒介處於忙碌狀態的封包碰撞平均時間。其中  $L$ 、 $\sigma$ 、 $T_s$ 、 $T_c$  之數值必須以同樣的工程單位來表示。

$T_s$ 、 $T_c$  取決於通道存取機制。當採用 Basic 存取機制時，如圖 5 所示， $T_s^{basic}$  為採用 Basic 通道存取機制，傳輸媒介處於忙碌狀態的封包成功傳送之平均時間， $T_c^{basic}$  為採用 Basic 通道存取機制，傳輸媒介處於忙碌狀態的封包碰撞平均時間，以(18)式表示。若採用 RTS/CTS 存取機制時，如圖 6 所示， $T_s^{RTS}$  為採用 RTS/CTS 通道存取機制，傳輸媒介處於忙碌狀態的封包成功傳送之平均時間， $T_c^{RTS}$  為採用 RTS/CTS 通道存取機制，傳輸媒介處於忙碌狀態的封包碰撞平均時間，以(19)式表示。

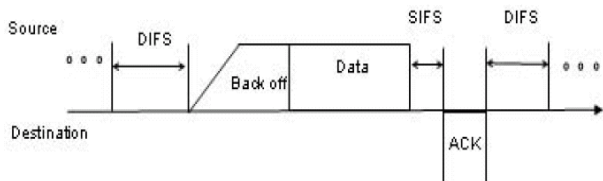


圖 5 Basic 存取機制

$$\begin{cases} T_s^{basic} = DIFS + \delta + Backoff + T_{header} + \frac{L}{Data\ rate} + SIFS + \delta + T_{ACK} \\ T_c^{basic} = DIFS + \delta + Backoff + T_{header} + \frac{L}{Data\ rate} \end{cases} \quad (18)$$

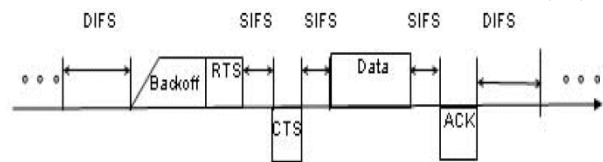


圖 6 RTS/CTS 存取機制

$$\begin{cases} T_s^{RTS} = DIFS + \delta + Backoff + T_{RTS} + SIFS + \delta + T_{CTS} + SIFS + \delta \\ \quad + T_{header} + \frac{L}{Data\ rate} + SIFS + \delta + T_{ACK} \\ T_c^{RTS} = DIFS + \delta + Backoff + T_{RTS} \end{cases} \quad (19)$$

其中  $\delta$  為傳播延遲時間 (Propagation delay)，IEEE 802.11b 的傳播延遲時間為  $1 \mu s$ 。Backoff 為工作站避免同時傳送封包所產生的隨機後退時間，以(20)式表示。

而在飽和流量情況下，一個正在傳送封包的工作站將不斷的利用封包佇列來傳送封包，所以每次封包傳送是藉由後退演算法來決定封包傳送的順序。封包在第一次試圖開始傳送時，後退時間是均勻地分佈於  $0, 1, \dots, W$ ，此時的平均後退計時器為  $W/2$  時槽時間。

在每次的封包傳送均有其碰撞機率，一部工作站傳送封包直到它收到回應訊息並指示封包傳送成功，所以我們能將封包傳送成功的機率以  $1-p$  的幾何分佈來將每個封包的傳送次數模型化。此外，當工作站傳送的封包發生碰撞時會造成競爭視窗增長，直到達到最大競爭視窗，所以後退的競爭視窗大小  $W_{backoff}$  以(21)式[9][11]表示。

$$Backoff = Slot\ Time \times W_{backoff} \quad (20)$$

$$\begin{aligned} W_{backoff} &= (1-p)\frac{W}{2} + p(1-p)\frac{2W}{2} + p^2(1-p)\frac{2^2W}{2} + \dots \\ &+ p^m(1-p)\frac{2^mW}{2} + p^{m+1}\frac{2^mW}{2} \\ &= \frac{W}{2} \left( 1 + p \cdot \sum_{m=0}^{m-1} (2p)^m \right) \\ &= \frac{1-p-p(2p)^m W}{1-2p} \cdot \frac{W}{2} \end{aligned} \quad (21)$$

由(21)式可觀察出，當碰撞機率  $p \rightarrow 0$ ，後退的競爭視窗大小  $W_{backoff} \rightarrow \frac{W}{2}$ 。即在小型無線區域網路，因工作站個數不多，碰撞機率  $p$  趨近於 0，使得工作站產生的後退競爭視窗大小  $W_{backoff}$  趨近於  $\frac{W}{2}$ 。此分析結果與文獻[8]是一致的。

$T_{header}$  為傳送封包標頭所須耗費的時間，因 IEEE 802.11b 支援 Long Preamble 與 Short Preamble，以(22)式表示。 $T_{RTS}$  為傳送 RTS 控制

訊框所須耗費的時間，以(23)表示。 $T_{CTS}$ 為傳送CTS控制訊框所須耗費的時間，以(24)表示。 $T_{ACK}$ 為傳送ACK控制訊框所須耗費的時間，以(25)表示。

$$\left\{ \begin{aligned} T_{header} &= \frac{\text{LongPLCPPreamble}}{1\text{Mbit/s}} + \frac{\text{LongPLCPHeader}}{1\text{Mbit/s}} + \frac{\text{MACHeader}}{\text{Datarate}}, \text{Long preamble} \\ T_{header} &= \frac{\text{ShortPLCPPreamble}}{1\text{Mbit/s}} + \frac{\text{ShortPLCPHeader}}{2\text{Mbit/s}} + \frac{\text{MACHeader}}{\text{Datarate}}, \text{Short preamble} \end{aligned} \right. \quad (22)$$

$$\left\{ \begin{aligned} T_{RTS} &= \frac{\text{LongPLCPPreamble}}{1\text{Mbit/s}} + \frac{\text{LongPLCPHeader}}{1\text{Mbit/s}} + \frac{L_{RTS}}{C_{control}}, \text{Long preamble} \\ T_{RTS} &= \frac{\text{ShortPLCPPreamble}}{1\text{Mbit/s}} + \frac{\text{ShortPLCPHeader}}{2\text{Mbit/s}} + \frac{L_{RTS}}{C_{control}}, \text{Short preamble} \end{aligned} \right. \quad (23)$$

$$\left\{ \begin{aligned} T_{CTS} &= \frac{\text{Long PLCP Preamble}}{1\text{Mbit/s}} + \frac{\text{Long PLCP Header}}{1\text{Mbit/s}} + \frac{L_{CTS}}{C_{control}}, \text{Long preamble} \\ T_{CTS} &= \frac{\text{Short PLCP Preamble}}{1\text{Mbit/s}} + \frac{\text{Short PLCP Header}}{2\text{Mbit/s}} + \frac{L_{CTS}}{C_{control}}, \text{Short preamble} \end{aligned} \right. \quad (24)$$

$$\left\{ \begin{aligned} T_{ACK} &= \frac{\text{Long PLCP Preamble}}{1\text{Mbit/s}} + \frac{\text{Long PLCP Header}}{1\text{Mbit/s}} + \frac{L_{ACK}}{C_{control}}, \text{Long preamble} \\ T_{ACK} &= \frac{\text{Short PLCP Preamble}}{1\text{Mbit/s}} + \frac{\text{Short PLCP Header}}{2\text{Mbit/s}} + \frac{L_{ACK}}{C_{control}}, \text{Short preamble} \end{aligned} \right. \quad (25)$$

其中 $L_{RTS}$ 表示RTS控制訊框的長度，為160 bits。 $L_{CTS}$ 表示CTS控制訊框的長度，為112 bits。 $L_{ACK}$ 表示ACK控制訊框的長度，為112 bits。 $C_{control}$ 為傳送RTS、CTS、ACK控制訊框的基本傳輸速率。

### 3. 效能評估結果

#### 3.1 參數設定

本文採用IEEE 802.11b高速直接序列展頻實體層來進行無線區域網路的效能評估，在進行模擬時所使用的各項參數，例如：Slot time、MAC header、PHY header、RTS packet、CTS packet、ACK packet、DIFS、SIFS等，都是依照IEEE 802.11b標準所規定。在表1中，列出進行無線區域網路的效能分析所使用的各項系統參數值。

表 1 IEEE 802.11b 之效能分析系統參數

Parameter	Value
Packet payload, $L$	8184 bits
Slot time, $\sigma$	20 $\mu$ s
MAC header	272 bits
PHY header(long), $L_{PHY}$	192 $\mu$ s
PHY header(short), $L_{PHY}$	96 $\mu$ s
RTS packet	160bits+ $L_{PHY}$
CTS packet	112bits+ $L_{PHY}$
ACK packet	112bits+ $L_{PHY}$
DIFS	50 $\mu$ s
SIFS	10 $\mu$ s
Dara rate, $C$	1,2 Mbit/s
Control rate, $C_{control}$	1,2 Mbit/s
Minimum CW, $W_0$	32
Number of CW sizes, $m'$	5
Short retry limit, $m$	7

IEEE 802.11b 高速直接序列展頻實體層之MPDU封包最大長度為4095 bytes，我使用一個固定的封包長度為8184bits的封包來進行封包傳送，它約為IEEE 802.11b 高速直接序列展頻實體層之MPDU封包最大長度的四分之一。

### 3.2 分析結果

#### 3.2.1 傳送機率之分析與研究

圖7表示在後退階段 $m=0$ 至 $m=7$ 中，其在不同工作站數目下存取通道之傳送機率。由圖7分析結果可知，除了在後退階段 $m=0$ 之外，傳送機率將隨著工作站數目增加而減少。當後退階段 $m=0$ 時，其最小競爭視窗 $W_0=32$ ，傳送機率不會隨著工作站數目的增加而改變。若只有兩台工作站存取通道，傳送機率為0.06。當工作站數目增加至50台時，傳送機率一樣為0.06。當工作站傳送的訊框發生碰撞而必須進行重送的程序，此時進入後退階段 $m=1$ ，其競爭視窗 $W_1=64$ ，因為有多台的工作站競爭存取通道，使得工作站傳送訊框的機會減少，因此傳送機率減少。依此類推，當進入後退階段 $m=3$ ，若只有兩台工作站存取通道，傳送機率

為 0.057，當工作站數目增加至 50 台時，傳送機率減少為 0.022。

當後退階段達到短訊框重傳限制  $m=7$  時，若只有兩台工作站存取通道，傳送機率為 0.057，當工作站數目增加至 50 台時，傳送機率減少為 0.015。

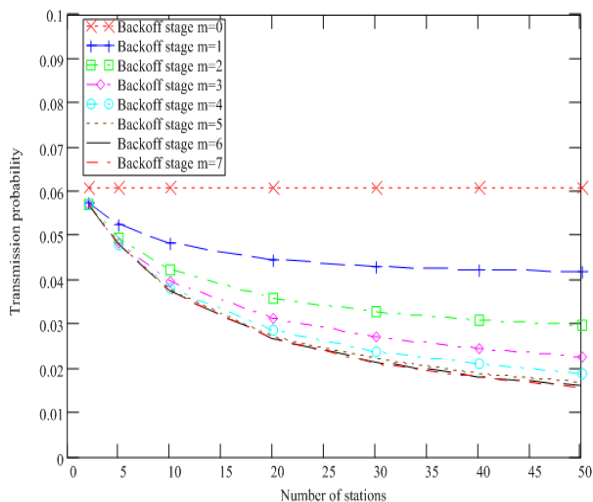


圖 7 傳送機率

### 3.2.2 碰撞機率之分析與研究

圖 8 表示在後退階段  $m=0$  至  $m=7$  中，其在不同工作站數目下存取通道之碰撞機率。由圖 8 分析結果可知，工作站數目增加時，碰撞機率隨著增加。當後退階段  $m=0$  時，其最小競爭視窗  $W_0=32$ ，碰撞機率將隨著工作站數目的增加而增加，若只有兩台工作站存取通道，碰撞機率為 0.06。當工作站數目增加至 50 台時，碰撞機率增加為 0.953。當工作站傳送的訊框發生碰撞而必須進行重送的程序，此時進入後退階段  $m=1$ ，其競爭視窗  $W_1=64$ ，因為競爭視窗  $CW$  增加，導致碰撞機率減少。依此類推，當進入後退階段  $m=3$ ，若只有兩台工作站存取通道，碰撞機率為 0.057，當工作站數目增加至 50 台時，碰撞機率增加為 0.675。

當後退階段達到短訊框重傳限制  $m=7$  時，若只有兩台工作站存取通道，碰撞機率為 0.057，當工作站數目增加至 50 台時，碰撞機率增加為 0.539。

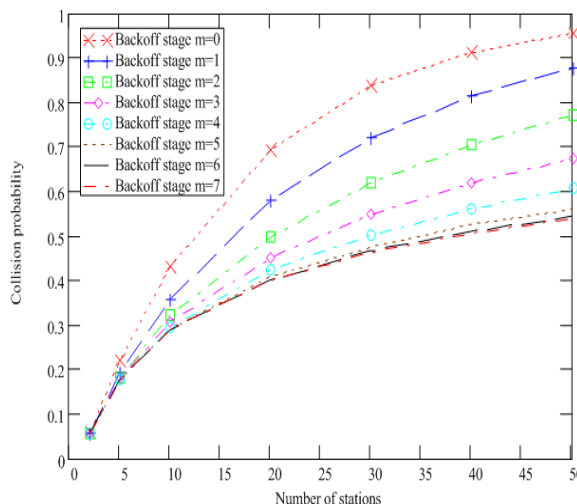


圖 8 碰撞機率

### 3.2.3 Long preamble 下使用 Basic 與 RTS/CTS 存取機制之流量分析

圖 9 表示所有工作站均支援 Long Preamble，傳輸資料速率為 1 Mbps，採用 Basic 存取機制存取通道，在後退階段  $m=0$  至  $m=7$  中，其在不同工作站數目下存取通道之無線區域網路流量。由圖 9 分析結果可知，當後退階段  $m=0$  時，其最小競爭視窗  $W_0=32$ ，若只有兩台工作站存取通道，最大傳輸流量為 0.835Mbps，隨著工作站數目的增加，造成碰撞機率增加，導致無線區域網路流量下降。當工作站數目增加至 50 台時，網路流量降至 0.071Mbps。當工作站傳送的訊框發生碰撞而必須進行重送的程序，此時進入後退階段  $m=1$ ，其競爭視窗  $W_1=64$ ，因為競爭視窗  $CW$  增加，使得無線區域網路流量提升。依此類推，當進入後退階段  $m=5$ ，競爭視窗達到最大值  $W_m = W_5 = CW_{max} = 1024$ ，若有 50 台工作站存取通道，網路流量為 0.508Mbps。當後退階段達到短訊框重傳限制  $m=7$  時，若有 50 台工作站存取通道，網路流量為 0.53Mbps。由此可知競爭視窗達到最大值的流量與短訊框重傳限制  $m$  大於最大競爭視窗之後退階段  $m'$  ( $m > m'$ ) 時的流量幾乎相同。

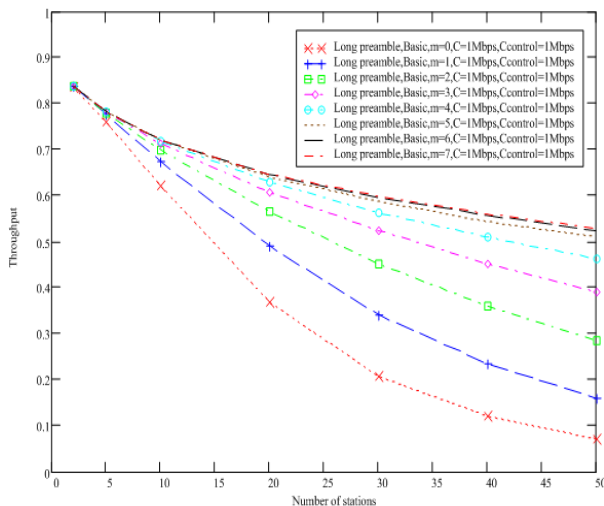


圖 9 Long preamble, Basic存取之流量分析 ( $C=1\text{Mbps}, C_{\text{control}}=1\text{Mbps}$ )

圖 10 表示所有工作站均支援 Long Preamble，傳輸資料速率為 1 Mbps，採用 RTS/CTS存取機制存取通道，在後退階段  $m=0$  至  $m=7$  中，其在不同工作站數目下存取通道之無線區域網路流量。由圖 10 分析結果可知，當後退階段  $m=0$  時，其最小競爭視窗  $W_0=32$ ，若只有兩台工作站存取通道，最大傳輸流量為 0.802 Mbps，隨著工作站數目的增加，造成碰撞機率增加，導致無線區域網路流量下降。當工作站數目增加至 50 台時，網路流量降至 0.121 Mbps。當工作站傳送的訊框發生碰撞而必須進行重送的程序，此時進入後退階段  $m=1$ ，其競爭視窗  $W_1=64$ ，因為競爭視窗 CW 增加，使得無線區域網路流量提升。依此類推，當進入後退階段  $m=5$ ，競爭視窗達到最大值  $W_{m'} = W_5 = CW_{\text{max}} = 1024$ ，若有 50 台工作站存取通道，網路流量為 0.673 Mbps，當後退階段達到短訊框重傳限制  $m=7$  時，若有 50 台工作站存取通道，網路流量為 0.689 Mbps。由此可知競爭視窗達到最大值的流量與短訊框重傳限制  $m$  大於最大競爭視窗之後退階段  $m'$  ( $m > m'$ ) 時的流量幾乎相同。

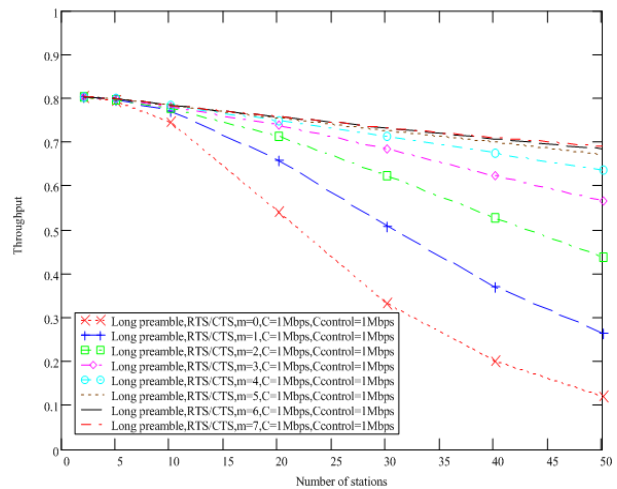


圖 10 Long preamble, RTS/CTS存取之流量分析 ( $C=1\text{Mbps}, C_{\text{control}}=1\text{Mbps}$ )

圖 11 表示所有工作站均支援 Long Preamble，傳輸資料速率為 1 Mbps，分別採用 Basic 及 RTS/CTS存取機制存取通道，在後退階段  $m=0$ 、 $m=3$ 、 $m=7$  中，其在不同工作站數目下存取通道之無線區域網路流量。由圖 11 分析結果可知，當後退階段  $m=0$  時，若只有兩台工作站存取通道，採用 Basic 存取機制存取通道的最大傳輸流量為 0.835 Mbps，而採用 RTS/CTS 存取機制存取通道的最大傳輸流量為 0.802 Mbps，由此可知在兩台工作站下，採用 Basic 存取機制較 RTS/CTS 存取機制的網路傳輸流量提升 3.95%。隨著工作站數目的增加，造成碰撞機率增加，導致無線區域網路流量下降。當工作站數目增加至 50 台時，採用 Basic 存取機制存取通道的網路流量降至 0.071 Mbps，而採用 RTS/CTS 存取機制存取通道的網路流量降至 0.121 Mbps，由此可知在 50 台工作站下，採用 RTS/CTS 存取機制較 Basic 存取機制的網路傳輸流量提升 41.32%。當工作站傳送的訊框發生碰撞而必須進行重送的程序，此時進入後退階段  $m=1$ ，因為競爭視窗 CW 增加，使得無線區域網路流量提升。

當後退階段達到短訊框重傳限制  $m=7$  時，若只有兩台工作站存取通道，採用 Basic 存取機制存取通道的最大傳輸流量為 0.836 Mbps，而採用 RTS/CTS 存取機制存取通道的最大傳輸流量為 0.801 Mbps，由此可知在兩台工作站下，採用 Basic 存取機制較 RTS/CTS 存取機制的網路傳輸流量提升 4.18%。若有 50 台工作站存取通道，採用 Basic 存取機制存取通道的網路流量為 0.53 Mbps，而採用 RTS/CTS 存取機制存取通道的網路流量為 0.689 Mbps，由此可知採用 RTS/CTS 存



取機制較 Basic 存取機制的網路傳輸流量提升 23.07%。

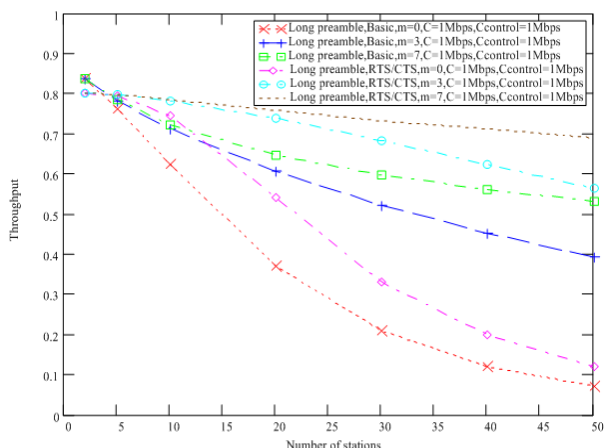


圖 11 Long preamble, 不同存取機制下之流量分析(C=1Mbps, C<sub>control</sub>=1Mbps)

圖 12 表示所有工作站均支援 Long Preamble，傳輸資料速率為 2Mbps，分別採用 Basic 或 RTS/CTS 存取機制存取通道，在後退階段  $m=0$ 、 $m=3$ 、 $m=7$  中，其在不同工作站數目下存取通道之無線區域網路流量。由圖 12 分析結果可知，當後退階段  $m=0$  時，若只有兩台工作站存取通道，採用 Basic 存取機制存取通道的最大傳輸流量為 1.523Mbps，而採用 RTS/CTS 存取機制存取通道的最大傳輸流量為 1.416Mbps，由此可知在兩台工作站下，採用 Basic 存取機制較 RTS/CTS 存取機制的網路傳輸流量提升 7.02%。隨著工作站數目的增加，造成碰撞機率增加，導致無線區域網路流量下降。當工作站數目增加至 50 台時，採用 Basic 存取機制存取通道的網路流量降至 0.095Mbps，而採用 RTS/CTS 存取機制存取通道的網路流量降至 0.13Mbps，由此可知在 50 台工作站下，採用 RTS/CTS 存取機制較 Basic 存取機制的網路傳輸流量提升 26.92%。當工作站傳送的訊框發生碰撞而必須進行重送的程序，此時進入後退階段  $m=1$ ，因為競爭視窗 CW 增加，使得無線區域網路流量提升。

當後退階段達到短訊框重傳限制  $m=7$  時，若只有兩台工作站存取通道，採用 Basic 存取機制存取通道的最大傳輸流量為 1.523Mbps，而採用 RTS/CTS 存取機制存取通道的最大傳輸流量為 1.414Mbps，由此可知在兩台工作站下，採用 Basic 存取機制較 RTS/CTS 存取機制的網路傳輸流量提升 7.15%。若有 50 台工作站存取通道，採用 Basic 存取機制存取通道的網路流量為 0.91Mbps，而採用 RTS/CTS 存取機

制存取通道的網路流量為 1.104Mbps，由此可知採用 RTS/CTS 存取機制較 Basic 存取機制的網路傳輸流量提升 17.57%。

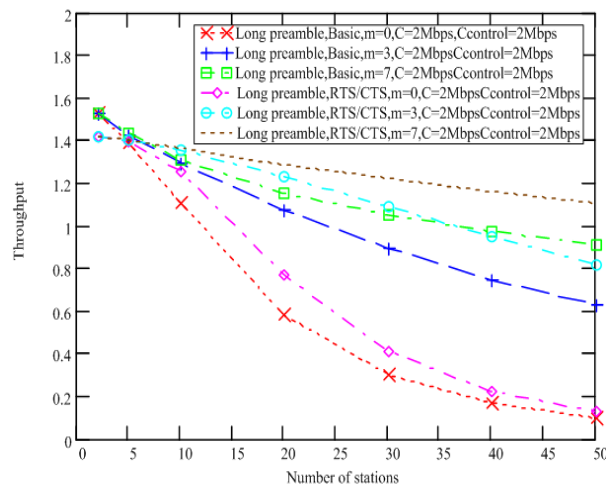


圖 12 Long preamble, 不同存取機制下之流量分析(C=2Mbps, C<sub>control</sub>=2Mbps)

### 3.2.4 Short preamble 下使用 Basic 與 RTS/CTS 存取機制之流量分析

圖 13 表示所有工作站均支援 Short Preamble，傳輸資料速率為 2Mbps，分別採用 Basic 或 RTS/CTS 存取機制存取通道，在後退階段  $m=0$ 、 $m=3$ 、 $m=7$  中，其在不同工作站數目下存取通道之無線區域網路流量。由圖 13 分析結果可知，當後退階段  $m=0$  時，若只有兩台工作站存取通道，採用 Basic 存取機制存取通道的最大傳輸流量為 1.581Mbps，而採用 RTS/CTS 存取機制存取通道的最大傳輸流量為 1.517Mbps，由此可知在兩台工作站下，採用 Basic 存取機制較 RTS/CTS 存取機制的網路傳輸流量提升 4.04%。隨著工作站數目的增加，造成碰撞機率增加，導致無線區域網路流量下降。當工作站數目增加至 50 台時，採用 Basic 存取機制存取通道的網路流量降至 0.096Mbps，而採用 RTS/CTS 存取機制存取通道的網路流量降至 0.132Mbps，由此可知在 50 台工作站下，採用 RTS/CTS 存取機制較 Basic 存取機制的網路傳輸流量提升 27.27%。當工作站傳送的訊框發生碰撞而必須進行重送的程序，此時進入後退階段  $m=1$ ，因為競爭視窗 CW 增加，使得無線區域網路流量提升。

當後退階段達到短訊框重傳限制  $m=7$  時，若只有兩台工作站存取通道，採用 Basic 存取機制存取通道的最大傳輸流量為 1.581Mbps，

而採用 RTS/CTS 存取機制存取通道的最大傳輸流量為 1.515Mbps，由此可知在兩台工作站下，採用 Basic 存取機制較 RTS/CTS 存取機制的網路傳輸流量提升 4.17%。若有 50 台工作站存取通道，採用 Basic 存取機制存取通道的網路流量為 0.935Mbps，而採用 RTS/CTS 存取機制存取通道的網路流量為 1.173Mbps，由此可知採用 RTS/CTS 存取機制較 Basic 存取機制的網路傳輸流量提升 20.28%。

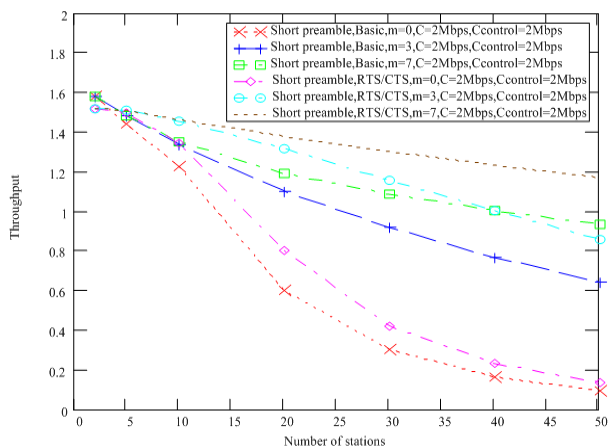


圖 13 Short preamble, 不同存取機制下之流量分析 ( $C=2\text{Mbps}$ ,  $C_{\text{control}}=2\text{Mbps}$ )

由以上分析可得知，因 Long PLCP Preamble 及 Long PLCP Header 均使用 1Mbps 傳輸速率，Long PLCP Preamble 的長度為 144 bits，Long PLCP Header 的長度為 48 bits，因此傳輸 Long PLCP Preamble 與 Long PLCP Header 總共耗時  $192 \mu\text{s}$ 。而 Short PLCP Preamble 的長度為 72 bits，使用 1Mbps 的 DBPSK 來傳輸，Short PLCP Header 的長度為 48 bits，使用 2Mbps 的 DQPSK 來傳輸。因此傳輸 Short PLCP Preamble 與 Short PLCP Header 總共耗時  $96 \mu\text{s}$ ，故藉由縮短 Short Preamble 的長度並加快 Short Header 傳輸速率，使得傳送整個 PLCP 部份的時間縮短為 Long preamble 的一半，可減少頻寬的浪費，相對提高傳送實際資料的效率。由分析結果可得知採用 Short Preamble 確實可增加網路流量效能。

#### 4. 結論

本篇論文採用一個考慮訊框重傳限制的馬可夫鏈分析模型來研究 IEEE 802.11b 高速直接序列展頻實體層之無線區域網路效能，並考慮工作站避免封包碰撞，所產生的後退時間。我的分析模型假設無線區域網路是由多台競爭工作站所組成，在理想通道情況下進行封

包傳送，不考慮封包傳送錯誤及隱藏節點，並假設每部工作站不斷的有封包需要傳送。我分別使用 IEEE 802.11 MAC 的分散式協調功能之 Basic 存取機制與 RTS/CTS 存取機制，以多重傳輸速率來進行 Long Preamble 與 Short Preamble 的訊框傳送，並分析無線區域網路之網路流量效能、封包傳送機率、封包碰撞機率。由分析結果可以得知以下結論：

- (1) 當工作站傳送的訊框發生碰撞而必須進行重送的程序，此時後退階段增加，傳送機率將隨著後退階段增加而減少，並隨工作站數目增加而減少。
- (2) 當工作站傳送的訊框發生碰撞而必須進行重送的程序，此時後退階段增加，碰撞機率將隨著後退階段增加而減少，並隨工作站數目的增加而增加。
- (3) 當工作站傳送的訊框發生碰撞而必須進行重送的程序，此時後退階段增加，無線區域網路流量將隨著後退階段增加而增加，並隨工作站數目的增加而減少。
- (4) 因 Long PLCP Preamble 及 Long PLCP Header 均使用 1Mbps 傳輸速率，Long PLCP Preamble 的長度為 144 bits，Long PLCP Header 的長度為 48 bits，因此傳輸 Long PLCP Preamble 與 Long PLCP Header 總共耗時  $192 \mu\text{s}$ 。而 Short PLCP Preamble 的長度為 72 bits，使用 1Mbps 的 DBPSK 來傳輸，Short PLCP Header 的長度為 48 bits，使用 2Mbps 的 DQPSK 來傳輸，因此傳輸 Short PLCP Preamble 與 Short PLCP Header 總共耗時  $96 \mu\text{s}$ ，故藉由縮短 Short Preamble 的長度並加快 Short Header 傳輸速率，使得傳送整個 PLCP 部份的時間縮短為 Long preamble 的一半，可減少頻寬的浪費，相對提高傳送實際資料的效率。由分析結果可得知當工作站以 Long Preamble 與 Short Preamble 來進行訊框傳送，Short Preamble 確實可較 Long Preamble 增加網路流量效能。

#### 參考文獻

- [1] IEEE Std 802.11-1997 Information Technology- telecommunications And Information exchange Between Systems-Local And Metropolitan Area Networks-specific Requirements-part 11: Wireless Lan Medium Access Control (MAC) And Physical Layer (PHY) Specifications

- ,1997.
- [2] ANSI/IEEE Std 802.11-1999 Information technology-Telecommunications and information exchange between systems- Local and metropolitan area networks-Specific requirements- Part 11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications,1999.
- [3] IEEE Std 802.11b-1999 Supplement To IEEE Standard For Information Technology- Telecommunications And Information Exchange Between Systems- Local And Metropolitan Area Networks- Specific Requirements- Part 11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) And Physical Layer (PHY) Specifications: Higher-speed Physical Layer Extension In The 2.4 GHz Band,1999.
- [4] IEEE Std 802.11g-2003 IEEE standard for information technology- telecommunications and information exchange between systems- local and metropolitan area networks- specific requirements Part II: wireless LAN medium access control (MAC) and physical layer (PHY) specifications,2003.
- [5] G.Bianchi, "IEEE802.11—Saturation Throughput Analysis", IEEE Communications Letters, Vol. 2, Issue 2, pp.318–320, Dec. 1998.
- [6] P. Chatzimisios, V. Vitsas and A.C. Boucouvalas, "Throughput and Delay analysis of IEEE 802.11 protocol", in Proc.of IEEE International Workshop on Networked Appliances(IWNA),pp. 168–174, Oct. 2002.
- [7] P. Chatzimisios, V. Vitsas and A.C. Boucouvalas, "Throughput and Delay analysis of IEEE 802.11 protocol", in Proc.of IEEE International Workshop on Networked Appliances(IWNA),pp. 168–174, Oct. 2002.
- [8] P. Ferre, A. Doufexi, A. Nix, D. Bull, "Throughput analysis of IEEE 802.11 and IEEE 802.11e MAC", IEEE Wireless Communications and Networking Conference, Vol.2, pp.783 – 788, March. 2004.
- [9] Y. C. Tay , K. C. Chua, "A capacity analysis for the IEEE 802.11 MAC protocol", Wireless Networks, Vol.7, Issue 2 , pp.159–171, March. 2001.
- [10] I.-H.Lin, J.-Y. Pan, "Throughput analysis of a novel backoff algorithm for IEEE 802.11 WLANs", Wireless Telecommunications Symposium,pp. 85– 90, April. 2005.
- [11] O. Tickoo, B. Sikdar, "On the impact of IEEE 802.11 MAC on traffic characteristics", IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Vol.21, No.2, pp.189–203, Feb. 2003.
- [12] K. Takahashi, "Performance Analysis of a Backoff Algorithm using Finish Tags in IEEE802.11 Networks", Asia-Pacific Conference on Communications, pp. 600–604, Oct. 2005.
- [13] Q. Ni, I. Aad, C. Barakat and T. Turletti, "Modeling and analysis of slow CW decrease for IEEE 802.11 WLAN", in Proc. PIMRC, Vol.2, pp.1717 – 1721, sep. 2003.