

國立交通大學

電機學院通訊與網路科技產業研發碩士班

無線區域網路服務品質保證
之高效能佇列回報機制

**An Efficient Queue Status Report Mechanism for
QoS Guarantee in WLANs**



研究生：楊鈞傑

指導教授：李程輝 博士

中華民國九十八年六月

無線區域網路服務品質保證
之高效能佇列回報機制

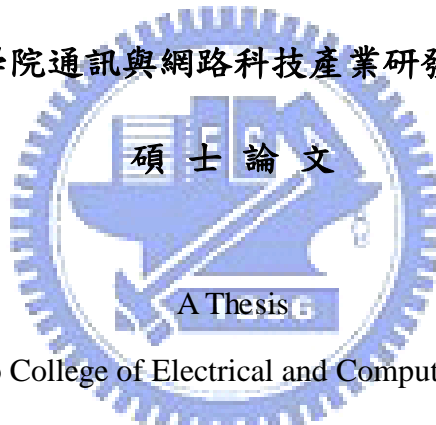
**An Efficient Queue Status Report Mechanism
with QoS Guarantee for WLANs**

研究生：楊鈞傑
指導教授：李程輝 博士

Student: Chun-Chieh Yang
Advisor: Dr. Tsern-Huei Lee

國立交通大學

電機學院通訊與網路科技產業研發碩士班



Submitted to College of Electrical and Computer Engineering

National Chiao Tung University

in partial Fulfillment of the Requirements

for the Degree of

Master

in

Industrial Technology R & D Master Program on

Communication Engineering

June 2009

Hsinchu, Taiwan

中華民國九十八年六月

學生：楊鈞傑

指導教授：李程輝

國立交通大學電機學院產業研發碩士班

摘 要

HCF 控制型通道存取定義在 IEEE802.11e 文件中，它提出了一個 Sample Scheduler，它提供了配置 TXOP 到 QoS-aware 工作站。因此 TXOP 的計算是根據平均資料率，而它也只適用 CBR 的資料流。對於 VBR 的資料流，他們可能會超過延遲限制。先前的工作都建議在封包傳輸前，透過回報佇列的狀態到排程器，每一個 QSTA 可以根據他們緩衝封包的時限去配置傳輸機會。為了滿足所有請求的延遲限制，適當的佇列回報會引起相當多的不必要的動作，導致通道的使用變差。在這篇論文中，我們採用多輪詢的技術、earliest deadline first 機制和提供一個高效能的佇列回報方案去提供服務品質的支援。模擬的結果顯示我們提出的方法和先前的工作比較起來，不僅僅達到服務品質的需求，而且也能更有效的管理頻寬。

An Efficient Queue Status Report Mechanism with QoS Guarantee for
WLANs

student : Chun-Chieh Yang

Advisors : Dr. Tsern-Huei Lee

Industrial Technology R & D Master Program of
Electrical and Computer Engineering College
National Chiao Tung University

ABSTRACT

HCF Controlled Channel Access (HCCA), defined in the IEEE 802.11e document, proposes a sample scheduler to allocate transmission opportunity (TXOP) to QoS-aware stations (QSTAs). Since the calculation of TXOP duration is based on the mean data rate, it is efficient for constant bit rate (CBR) traffic. For variable bit rate (VBR) traffic, however, delay bound of some admitted traffic flows may be violated. Several previous works suggested that, through reporting queue status to schedulers before transmitting packets, each QSTA can be allocated the transmission opportunity (TXOP) based on the deadline of its buffered packets. To satisfy all requested delay bounds, timely queue status reports cause considerable overheads and thus, lead to inefficient bandwidth utilization. In this paper, we adopt multi-polling technique, earliest deadline first policy (EDF) and propose an overhead efficient queue status report scheme to provide QoS support. Simulation results show that our proposed mechanism can not only meet the QoS requirements but also manage the bandwidth more efficiently in comparison with previous works.

誌謝

感謝指導教授—李程輝老師，兩年碩士班的訓練，從研讀學術期刊會議論文起，到遇上研究問題該有的嚴謹思考態度，以求有效的解決問題，老師的經驗傳承與精準的指導，確實導正了我很多思考面向。謝謝老師！

感謝我摯愛的雙親—楊萬發先生與劉玉桂女士，自小教導我正確的生活態度與人生觀，告訴我待人處事務求誠懇踏實，眼界要寬，心地要善良，為人要正直，求學態度亦如是。

感謝郁文學長在這篇論文研究，花了很多的時間，細心教導資質愚鈍的我，並且一起討論這個研究課題，並時常在我氣餒時給與我實質上的幫助與鼓勵，從他的身上，我看到了學術研究的熱誠。感謝景融學長對於我研究上的鼓勵，時常給予細心的解釋與幫助。謝謝兩位學長無私的幫忙。

最後要感謝實驗室的 迺倫學姐，同窗好友 如宏、王森、俊德、佑信、家豪、松晏，學弟妹們 奕璉、韋儒、建碩、曉薇，感謝你們在我學業及生活中對我的幫忙與支持。

楊鈞傑 2009 年 6 月 於風城交大

目錄

摘 要	I
ABSTRACT	II
誌謝	III
目錄	IV
表目錄	V
圖目錄	VI
第一章 簡介	1
第二章 相關工作	4
2.1 系統模組	4
2.2 範本排程器 (SAMPLE SCHEDULER)	6
2.3 預測和最佳化的 HCCA	8
2.4 兩階段多輪詢方案	11
第三章 理論	12
3.1 有效率節省冗餘的佇列狀態回報方法	12
3.2 從 EARLIEST DEADLINE FIRST 推得的排程演算法	14
第四章 實驗結果	16
第五章 結論	19
參考文獻	20

表目錄

表一 模擬使用的相關參數.....	22
表二 針對不同標頭和每個封包冗餘的傳輸時間.....	22
表三 針對 QSTA1 和 QSTA2 各自資料流的參數.....	23



圖目錄

圖一、建議的佇列回報示意圖.....	14
圖二 QSTA1 的封包所經歷的延遲連續分佈函數.....	24
圖三 QSTA2 的封包所經歷的延遲連續分佈函數.....	24
圖四 當 TS2 增加時的冗餘效能比例.....	25




第一章 簡介

無線區域網路技術(Wireless Local Area Network, WLAN)提供一個簡單和方便的解決方案，並將此方案普遍提供無線網路的存取到很多地方。最近這幾年，IEEE 802.11 WLAN [1]已經設計相關技術應用到可攜式裝置和筆記型電腦。近年來在無線區域網路漸漸的盛行多媒體的網路應用。這些應用服務都需要服務品質保證 (Quality of Service , QoS)，而使得操作過程當中更加順手。然而，802.11 的標準在一開始提出時並沒有考慮到服務品質的保證。所以 802.11e 的標準[2]被提出來支援這方面的應用。而 802.11e 它加強了原本 802.11 之中的分散式協調功能 (Distributed Coordination Function, DCF)和中央式協調功能(Point Coordination Function, PCF)，透過一個新的整合功能。那就是混合式協調功能(Hybrid Coordination Function, HCF)，而在混合式協調功能有兩個媒體存取控制(Medium Access Control, MAC)。一個就是加強型分散式通道存取(Enhanced Distributed Channel Access, EDCA)，另一個則是 HCF 控制型通道存取(HCF Controlled Channel Access, HCCA)。

HCF 控制型通道存取是一種輪詢的機制(Polling Based Scheme)。它提供了傳輸機會(Transmission Opportunity, TXOP)去傳送由應用程式所

產生的資料流(Traffic Stream)。而存取點(Access Point, AP)可以在可控制存取的時間內(Controlled Access Period, CAP), 針對每一個資料流去做排程。而 802.11e 標準提供了一個 Sample Scheduler, 其中包含了允許控制單元(Admission Control Unit)去完成 HCF 控制型通道存取的方案。但是普遍的應用程式產生的資料流通常都是 Variable Bit Rate (VBR) 的資料流。而 802.11e 所提供的範本只適合 Constant Bit Rate (CBR) 的資料流, 而不適合 VBR 的資料流。因為資料量常常是忽高忽低, 而這樣子會造成既有的資料因為過久沒傳送, 而超過延遲的限制, 而使得封包(Packet)被丟棄。



由於上述所提到的問題, 於是預測和最佳化的 HCCA (Prediction and optimization-based HCCA, PRO-HCCA) [3] 針對此一問題, 提出一個考慮在可允許數個資料流之中的封包延遲限制(Delay Bound), 去配置傳送機會。簡單的想法是在上一次服務時間(Service Interval, SI) 中的傳輸時間內, 透過傳送最後一個封包回報工作站中佇列的狀態, 並且在下一個服務時間一開始, 透過預估從上一次服務完到這一次服務開始前封包所會來的量, 透過這兩個資訊我們可以有效的分配每一次的傳輸機會, 使得在處理 VBR 的資料流當中, 可以獲得較佳的性能。

在相同的問題之中, 另一個方法也被提出解決此問題, 那就是兩階

段多輪詢方案(Two-Step Multi-polling Scheme, TSMP) [4]，它主要是透過把控制存取時間分成兩個時段，一個是狀態收集時間(Status Collect Period, SCP)，另一個則是資料傳送時間(Data Transmission Period, DTP)。因此，透過這樣子的方式它可以精確的瞭解到工作站(Station)中佇列的狀態，唯一缺點就是在每一次的服務時間內，必需要花一點時間去收集對方佇列的狀態，這樣子會成一點點時間上的浪費。

因此，我們建議一個方案，透過引入兩階段多輪詢方案的概念，並且混合上述的預測和最佳化的 HCCA，並且各取雙方的優點。這樣子的作法上，可以有效的減少多餘的動作和達到延遲限定的需求。



第二章 相關工作

2.1 系統模組

我們假設在無線媒介傳輸時間中，都是分割成一段一段的服務時間 (Service Interval, SI)，而這一段一段的服務時間則是 Beacon Interval 的因數。而且又把一段服務時間分成兩段時間，一個是免競爭時間，另一個是競爭時間。

當一個即時資料流的連線請求到達，一個工作站必需要和混合式協調器 (Hybrid Coordinator, HC) 溝通，以便使系統允許加入。這個工作站需要描述一個新的資料流的特性，透過 ADDTS 訊框 (Frame) 中的 TSPEC 欄位。例如，在規格當中定義了資料的參數，其中包含了平均資料率 (ρ)，一般的 MSDU 大小 (L) 和最大的服務區間 (SI_{max})。混合式協調器使用特定的資料流特性和請求的服務保證需求去計算針對一個新的資料流它的傳送機會的分配，而且如果新的資料流請求的服務品質保證，可以被保證不違反已存在的這些連線中的資料流的服務需求，那麼就可以接受它加入這個系統。

在這篇論文當中，我們假設服務品質的需求是有包含延遲限制和封包遺失機率。如果一個封包違反了它的延遲需求，那麼它就應該要被

丟棄。而延遲限制和封包遺失機率都可以在 ADDTS 訊框當中的欄位被使用到。這個系統是假設有 K 個工作站(QSTA)，它們依序是 $QSTA_1$ ， $QSTA_2$ ， \dots ， $QSTA_k$ 。而 $QSTA_i$ 有 n_i 個資料流，且 $\sum_{i=1}^K n_i = n$ 。為了簡化問題，我們假設每一個 QSTA 都有一個佇列，而且它們自己本身都一個資料流，那就是 $n_i = 1, 1 \leq i \leq K$ 。不失去一般性，我們分別表示 $QSTA_i$ 的佇列，延遲限制，封包遺失機率分別為 $Queue_i$ 、 D_i 、 P_i 。



2.2 範本排程器 (Sample Scheduler)

讓 ρ_i 、 L_i 、 $SI_{\max,j}$ 個別表示一個資料流 i 的平均資料率、一般 MSDU 大小和最大服務區間。在範本排程器中，混和式協調功能 (Hybrid Coordinator, HC) 決定一個新的 SI 而令 $SI = \min\{SI, SI_{\max,n+1}\}$ 。在這邊 SI 必需是 Beacon Interval 的因數，而且 Beacon Interval 表示成 T_b 。

在範本排程器中，計算針對 $QSTA_i$ 的傳輸時間透過下面幾個步驟。

首先，排程器決定針對一個資料流 i ，它在一個 SI 的平均個數 (N_i):

$$N_i = \left\lceil \frac{\rho_i \cdot SI}{L_i} \right\rceil \quad (1)$$


其次，針對一個資料流的傳輸時間如下所示：

$$TD_i = \max\left(N_i \cdot \left(\frac{L_i}{R_i} + O\right), \frac{M_i}{R_i} + O\right) \quad (2)$$

R_i 表示工作站最小的實體傳送率 (Minimum Physical Transmission Rate)， L_i 表示一般的封包大小 (Nominal Packet Size)， M_i 表示最大的 MSDU 大小， O 表示封包所需要的冗餘 (Overhead) (包含 ACK 的時間，標頭，CRC，inter-frame space 和實體層的 PLCP Preamble 和標頭。)

最後，一個工作站總共的傳輸時間如下：

$$TXOP_j = \left(\sum_{i=1}^n TD_i \right) + SIFS + t_{POLL} \quad (3)$$

SIFS 是表示最小訊框間隔時間(short inter-frame space)和 t_{POLL} 表示 CF-Poll 訊框的傳輸時間。在這篇論文當中，我們假設系統都每一個工作站都只有依附一個資料流。

再者範本排程器只適合 CBR 的資料流。對於 VBR 的資料流，它可能會導致封包違反它們的延遲限定(Delay Bound)，因為封包的大小和速度都是會變動的。



2.3 預測和最佳化的 HCCA (Prediction and optimization-based HCCA , PRO-HCCA)

為了掌控 VBR 的資料流，預測和最佳化的 HCCA (Prediction and optimization-based HCCA , PRO-HCCA)加強每一個工作站都能夠附加他們佇列的狀態在標頭中，並且在傳送機會快結束時，藉由最後一個訊框傳送給擷取點(Access Point, AP)知道。

再來，給定一個緩衝時間，而它的單位記為 SI。每一個資料流都維護了一個各自的分割表(Partition List, PL)，而這個表也記錄著在一段服務時間內(Service Interval, SI)有多少個封包，而且它們停留在佇列多久。更精確的來表示，令 $PL_{i,j}$ 表示記錄單位時間內有多少個封包。而這表是屬於 $QSTA_i$ ，而且已經被緩衝在佇列的時間介於 $(j-1) \cdot SI$ 和 $j \cdot SI$ 之間，且 $1 \leq i \leq K$ 和 $2 \leq j \leq \lceil D_i / SI \rceil$ 。很明顯可以看出，當分配傳輸時間給 QSTA 們，預測和最佳化的 HCCA (Prediction and optimization-based HCCA , PRO-HCCA)不能獲得介於前一個服務時間的傳輸機會結束後到最近這一次傳輸機會開始前的封包資料量(那就是指 $PL_{i,1}$ ， $1 \leq i \leq K$)。預測和最佳化的 HCCA (Prediction and optimization-based HCCA , PRO-HCCA)估測 $PL_{i,1}$ 透過 wavelet least mean square (WLMS)來預測[5][6]。為了針對每一個 QSTA 的資料流去

安排傳送，預測和最佳化的 HCCA (Prediction and optimization-based HCCA ， PRO-HCCA) 定義了一個 utility function ， $U_{ij} = 1/(\lceil D_i/SI \rceil - j + 1)$ ，它表示針對一個單位時間內，屬於這個 $PL_{i,j}$ 且準備傳送這些封包的效用是多少。令 R_i 、 T_{avail} 、 t_{ij} 各自表示成 $QSTA_i$ 所採用的實體傳輸速率、保留給預測和最佳化的 HCCA (Prediction and optimization-based HCCA ， PRO-HCCA) 的有效時間、還有針對 $PL_{i,j}$ 所分配的傳輸時間，而變數 i 和 j 分別表示成 $1 \leq i \leq K$ 和 $1 \leq j \leq \lceil D_i/SI \rceil$ 。然後透過最大化下面這個式子：

$$\sum_{i=1}^K \sum_{j=1}^{\lceil D_i/SI \rceil} U_{ij} \cdot t_{ij} \quad (4)$$

目標是 $\sum_{i=1}^K \sum_{j=1}^{\lceil D_i/SI \rceil} t_{ij} \leq T_{avail}$ 和 $0 \leq t_{ij} \leq (PL_{i,j}/R_i) + O$ ， t_{ij} 可以被計算[7]。之後，針對 $QSTA_i$ 分配傳輸時間， $TXOP_i (1 \leq i \leq K)$ 可以被下式所決定：

$$TXOP_i = \sum_{j=1}^{\lceil D_i/SI \rceil} t_{ij} \quad (5)$$

因此 $PL_{i,1}$ ， $1 \leq i \leq K$ ，它的量不見得會跟實際的量一樣，因為很有可能預測錯誤，預測和最佳化的 HCCA (Prediction and optimization-based HCCA ， PRO-HCCA) 可以保證封包延遲的上限在

兩倍的 SI。換句話說，為了避免違反延遲限定(Delay Bound)，預測和最佳化的 HCCA (Prediction and optimization-based HCCA ， PRO-HCCA)它的 SI 必需要維持延遲限定(Delay Bound)的一半，這樣子每一個工作站都可以在規定的時限內回報它們的狀態。雖然這樣子的做法可以減少違反延遲限定(Delay Bound)的機率，但確也因為 SI 的減少，而造成了其它的冗餘(Overhead)。



2.4 兩階段多輪詢方案(Two-Step Multi-polling Scheme, TSMP)

兩階段多輪詢方案(Two-Step Multi-polling Scheme, TSMP)分配傳輸時間使用兩個多輪詢的訊框(Frame)，一個是狀態請求的多輪詢訊框(status-request multi-poll, SRMP)，而另一個則是資料傳送多輪詢訊框(Data transmission multi-poll, DTMP)。這主要的概念是在狀態收集時間一開始(Status Collection Period, SCP)詢問有資料需要送的工作站，被詢問到的工作站，就一個接一個依序透過 status-reponse(SR) 訊框回覆。這個 SR 訊框包含了緩衝多少個封包和下載速率的資訊。工作站透過聆聽 SRMP frame 時，就可以估測通道的狀況，進而決定下載的速率是多少。在收集完每一個工作站的狀態過後，擷取點(Access Point, AP)可以透過回傳的 SR frame 去估測每一個工作站上載的速率是多少。之後便透過 DTMP 訊框，去告知被安排到要傳送的工作站，依序開始傳送。

第三章 理論

基本上，媒體存取控制的規則(Medium Access Control Protocol)還是遵循著兩階段多輪詢方案(Two-Step Multi-polling Scheme, TSMP)，但是並沒有重複到。我們將詳細的描述我們的方法是如何節省冗餘的情況下，並有效率的做佇列資訊的回報工作，而且藉由 Earliest Deadline First 機制去推導出我們的排程演算法。

3.1 有效率節省冗餘的佇列狀態回報方法

讓 QoS-aware coordinator (QC) 依附在擷取點 (Access Point, AP) 上，且讓它去管理媒介的存取。首先，QC 會先決定 SI，決定 SI 的方式如下所示：

$$SI = \min_{i \in \Omega} D_i \quad (6)$$

Ω 表示被包含在輪詢表 (Polling List) 裡面 QSTA 的個數。為了避免違反延遲限定 (Delay Bound)，在 SCP 中，QC 將會從輪詢表內中的 QSTA 各別收集它們佇列的狀態，而這些 QSTA 它們各自依附一個資料流，且這資料流的延遲限制滿足 $\lfloor D_i / SI \rfloor = 1$ ，且 i 介於 $1 \leq i \leq K$ 。在第 n 個 SCP 中，QSTA _{i} 所收集的佇列狀態表示成 $Q_i^{SCP}[n]$ 。在 DTP 中，在 Ω

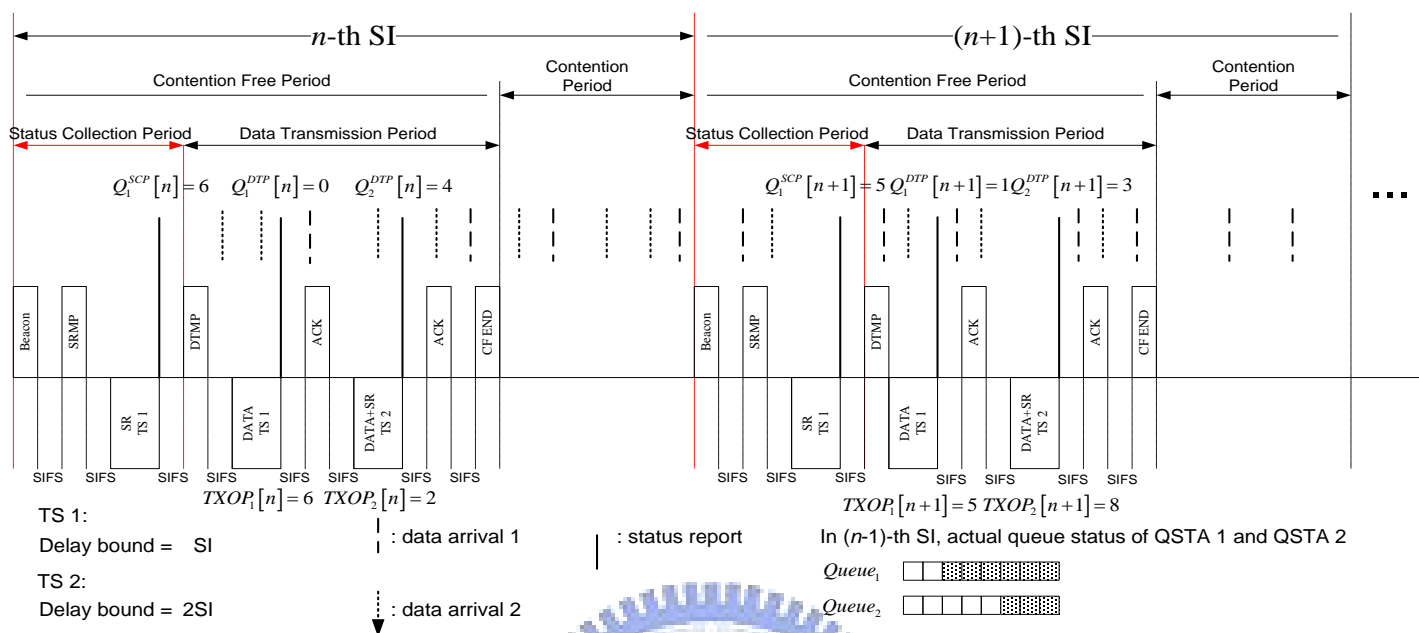
中的每一個 QSTA 將會傳送它們的封包，並且都會將佇列緩衝多少個封包的個數資訊都透過記錄在最後傳送的那一個封包的標頭中一併傳回去。 $Q_i^{DTP}[n]$ 和 $TXOP_i[n]$ 各自表示在第 n 個 SI 的時候，在 DTP 時間內回報佇列的狀態和 QSTA_{*i*} 所分配的傳輸時間。而 $Q_i^{SCP}[n]$ 、 $Q_i^{DTP}[n]$ 和 $TXOP_i[n]$ 都用時間單位來表示。而明顯可以看出 $Q_i^{DTP}[n] + TXOP_i[n] > Q_i^{SCP}[n]$ ，意思是 QSTA_{*i*} 的一些封包有可能會在這次的 SCP 和 DTP 之間來到。為了減少違反延遲限制(Delay Bound)的機率，針對 QSTA_{*i*} 在分割表 $PL_{i,1}$ 可以計算如下式所表示：

$$PL_{i,1} = \begin{cases} \max(Q_i^{SCP}[n], E_i[n]) & \text{if } \lfloor D_i / SI \rfloor = 1 \\ E_i[n] & \text{if } \lfloor D_i / SI \rfloor > 1 \end{cases} \quad (7)$$

$E_i[n]$ 表示針對 QSTA_{*i*} 的封包所估測的量，單位為時間，它所估測的範圍為上一次 SI 的 TXOP 結束後，到這次 SI 的 TXOP 準備傳送前。而 $E_i[n]$ 是透過 M 階 WLMS 的輸入所預測得到的輸出，而輸入可以表示為 $(x_i[n-1], x_i[n-2], \dots, x_i[n-M])$ 。而且透過下式可以得到 x_i ：

$$x_i[n-m] = Q_i^{DTP}[n-m] + TXOP_i[n-m] - Q_i^{DTP}[n-m-1] \quad (8)$$

而 Partition List 的維護的方式就遵照 PRO-HCCA 但作法不一樣。而圖 1 列出了我們所提出方案的示意圖。



圖一、建議的佇列回報示意圖

3.2 從 Earliest Deadline First 推得的排程演算法

假設 $PL_{i,j}$ ，且 $1 \leq j \leq \lfloor D_i / SI \rfloor$ ， $1 \leq i \leq K$ ，是可以計算得到。不失一般性，我們令 $PL_{i,j} = 0$ ，且 $j \leq 0$ 和 $j > \lfloor D_i / SI \rfloor$ ， $1 \leq i \leq K$ 。首先，我們

先決定是否 $\sum_{i=1}^K \sum_{j=1}^{\lfloor D_i / SI \rfloor} PL_{ij} < T_{avail}$ 。如果是的話，那每一個 QSTA 可以獲得它們的 TXOP，且 TXOP 的表示式如下：

$$TXOP_i = \sum_{j=1}^{\lfloor D_i / SI \rfloor} PL_{ij} + O \quad (9)$$

， $1 \leq i \leq K$ 。O 表示所需要的冗餘(Overhead)。反之，決定最小的 J

以至於

$$\sum_{i=1}^K \sum_{j=0}^J PL_{i,(\lfloor D_i/SI \rfloor - j)} > T_{avail} \quad (10)$$

定義 Loss 如下：

$$Loss = \sum_{i=1}^K \sum_{j=0}^J PL_{i,(\lfloor D_i/SI \rfloor - j)} - T_{avail} \quad (11)$$

如果 $J=0$ ，一些屬於 $PL_{i,(\lfloor D_i/SI \rfloor)}$ 的封包可能違反它們的延遲限定 (Delay Bound)，然後 $PL_{i,(\lfloor D_i/SI \rfloor - j)}$ 的封包， $1 \leq j \leq \lfloor D_i/SI \rfloor$ ， $1 \leq i \leq K$ ，在這 SI 內不能被傳送。如果 $J > 0$ ，QSTA 的一些封包將會被緩衝至少一個 SI。因此，QSTA_i 的 TXOP 將會根據請求的平均資料率 ρ_i 和封包遺失的機率 P_i ，詳細式子如下所示：

$$TXOP_i = \begin{cases} \sum_{j=0}^J PL_{i,(\lfloor D_i/SI \rfloor - j)} - (Loss \cdot (P_i \cdot \rho_i)) / (\sum_{k \in \Lambda} P_k \cdot \rho_k) + O & \text{if } i \in \Lambda \\ \sum_{j=0}^{J-1} PL_{i,(\lfloor D_i/SI \rfloor - j)} + O & \text{otherwise} \end{cases} \quad (12)$$

上式當中 Λ 包含了 QSTA 以至於 $PL_{i,(\lfloor D_i/SI \rfloor - J)} > 0$ 。

第四章 實驗結果

實體層(Physical Layer, PHY)和媒體存取的控制(Medium Access Control, MAC)的參數和所有的相關使用在模擬的資訊都列在表一和表二。注意到在表中, QoS-ACK 和 QoS-Poll 的大小僅僅只包含 MAC 的標頭和 CRC 的冗餘。我們假設最小的實體傳輸速率(Minimum PHY Rate)為 2Mbps 和 t_{PLCP} 可以減化為 96us。

我們考慮資料流由 QSTAs 被傳送到擷取點(Access Point, AP), 且免競爭時段占用了整個 SI。而且我們探討當只有兩個 QSTA 時, QSTA 1 依附一個非互動式的影音檔(那就是表三的 TS1), 而另一個 QSTA 2 依附一個互動式的視訊檔案(那就是表三的 TS2)。這些資料流都是透過 video trace file[8][9]所產生。我們更加詳細的相關資訊, 都透過表二所示, 其中包含了 TSPEC 的參數和服務品(Quality of Service, QoS)質需求。

預測和最佳化的 HCCA (Prediction and optimization-based HCCA, PRO-HCCA), 兩階段多輪詢方案(Two-Step Multi-polling Scheme, TSMP), 範本排程(Sample Scheduler)和我們的方案透過模擬可以調查到。在預測和最佳化的 HCCA (Prediction and

optimization-based HCCA , PRO-HCCA)中，我們考慮兩個方面，各別是當 SI 為 20ms 和 40ms。針對其它三個方案，我們都假定它們的 SI 為 40ms。注意到兩階段多輪詢方案(Two-Step Multi-polling Scheme , TSMP)中，每一個 QSTA 在每一次的 SI 都會去收集它們的佇列狀態和分配傳輸時間給它們。而傳輸時間的計算是透過佇列的資訊而得到。而為了得到各個方案冗餘之間的比較，我們定義了 overhead utilization ratio，它等於所總共花費的冗餘的時間除以總供傳送了多少個資料。而圖 2 和圖 3 各自表示 QSTA1 和 QSTA2 的封包的連續分配函數 (Cumulative Distribution Function, CDF)。透過圖中可以很明顯的發現到，當所有的方案它們的 SI 都設為 40ms 的時候，針對我們的方案可以看出，它減少違反延遲限(Delay Bound)定小於 5%。而在預測和最佳化的 HCCA (Prediction and optimization-based HCCA , PRO-HCCA) 和範本的排程(Sample Scheduler)可以發現到，約略有 70%的封包違反了它們的延遲限定(Delay Bound)。雖然 PRO-HCCA 在 SI=20ms 時可以獲得很好的效能，但是相對的它所花費的冗餘時間也很更多。

有關冗餘的證明可以參照圖四。在圖四當中，我們可以假定系統已經存在一個 TS1。然後我們可以開始觀察針對 TS2 的個數增加時，有關 overhead utilization ratio 的變化情形。當 TS2 增加時，很明顯可以圖中看到，我們的方案很明顯跟其它的比較起來可以省下很多冗餘的時

間。這理由如下所示: (1)與在預測和最佳化的 HCCA (Prediction and optimization-based HCCA , PRO-HCCA)相較之下, 因為它為了要能滿足服務品質保證的需求, 它的 SI 必需要設成 20ms, 而我們的方案所設的 SI 比它大, 所以說我們所需要輪詢所花費的冗餘(Overhead)時間可以減少。(2)與兩階段多輪詢方案(Two-Step Multi-polling Scheme , TSMP)相較之下, 當我們附加 TS2 資料流時, 我們的方案並不需要在 SCP 的時段內對它做佇列狀態的收集, 而是在 DTP 的時段內透過記錄佇列資訊到最後一個準備傳送的封包中, 攜帶回去給擷取點(Access Point, AP)知道。(3) 與範本的排程(Sample Scheduler)相比較之下, 透過圖 4 可以很明顯的觀察到, 當 TS2 漸漸增加時, 我們的機制透過多輪詢(Multipoll)的關係, 而使得我們的冗餘可以比範本的排程(Sample Scheduler)省。而當 PRO-HCCA 的 SI 設成 40ms 時, 它所花費的冗餘是和範本的排程(Sample Scheduler)一樣的。

第五章 結論

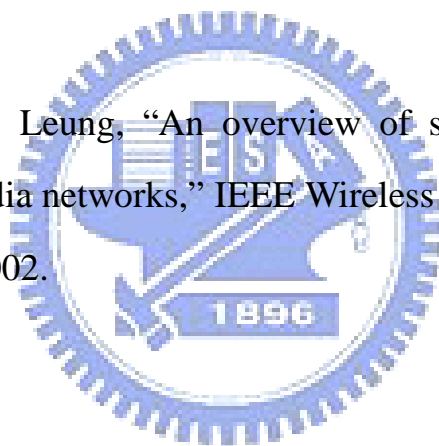
在這篇論文中，我們提供的一個節省冗餘(Overhead)的佇列狀態回報方案和藉著 earliest deadline first 機制透過考慮封包遺失機率而推得一個排程的演算法。我們方案效能的評估和其它的方案都透過電腦的模擬得出。結果顯示，在都有支援服務品質的情況下，我們的方案可以在免競爭時期省下更多的冗餘的動作，以至於頻寬能夠更有效的在競爭時段被使用。因此我們的方案和先前的工作都注重在延遲時間大於封包間隔來的時間。接下來我們有興趣的主題是發展一個針對即時資料流的高效能佇列回報方案，它的平均封包來的間隔時間大於所要求的延遲時間。

參考文獻

- [1] IEEE 802.11 WG: IEEE Standard 802.11-1999, Part 11: Wireless LAN MAC and Physical Layer Specifications. Reference number ISO/IEC 8802-11: 1999(E), 1999.
- [2] IEEE Std. 802.11e-2005, Part 11: Wireless LAN medium access control and physical layer specifications Amendment 8: medium access control (MAC) quality of service enhancements, Nov. 2005
- [3] M. M. Rashid, E. Hossain, V. K. Bhargava, “ Controlled channel access scheduling for guaranteed QoS in IEEE 802.11e-based WLANs,” IEEE Trans. Wireless Commun. Vol 7, no. 4, pp.1287-1297, Apr. 2008.
- [4] B. S. Kim, S. Kim, Y. Fang, and T.F. Wong, “Two-Step Multipolling MAC Protocol for Wireless LANs,” IEEE J. Selected Areas in Comm., vol. 23, no. 6, pp. 1276-1286, June 2005.
- [5] B. Farhang-Boroujeny, Adaptive Filters: Theory and Applications. New York: Wiley, 1998.
- [6] J. C. Lee and C. K. Un, “Performance of transform-domain LMS adaptive digital filters,” IEEE Trans. Acoust., Speech, Signal

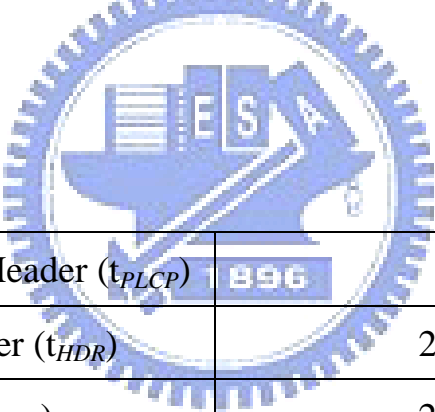
Processing, vol. ASSP-34, pp.499-510, 1986.

- [7] T. Cormen, C. Leiserson, R. Rivest, and C. Stein, Introduction to Algorithms, Second Edition. Cambridge, MA: MIT Press, 2001.
- [8] MPEG-4 and H.263 video traces for net work performance evaluation, <http://www.tkn.tu-berlin.de/research/trace/trace.html>, Oct. 2006.
- [9] F. Kozamernik, “Media straming over the Internet – an overview of delivery technologies,” EBU TECHNICAL REVIEW, Oct. 2002.
- [10]H. Fattah and C. Leung, “An overview of scheduling algorithm in wireless multimedia networks,” IEEE Wireless Commun., vol. 9, no. 5, pp. 76-83, Oct. 2002.



SIFS	10us
MAC Header Size	32 bytes
CRC Size	4 bytes
QoS-ACK Frame Size	16 bytes
QoS CF-Poll Frame Size	36 bytes
PLCP Header length	4 bytes
PLCP Preamble length	20 bytes
PHY rate (R)	11 Mbps
Minimum PHY rate (R_{\min})	2 Mbps

表一 模擬使用的相關參數



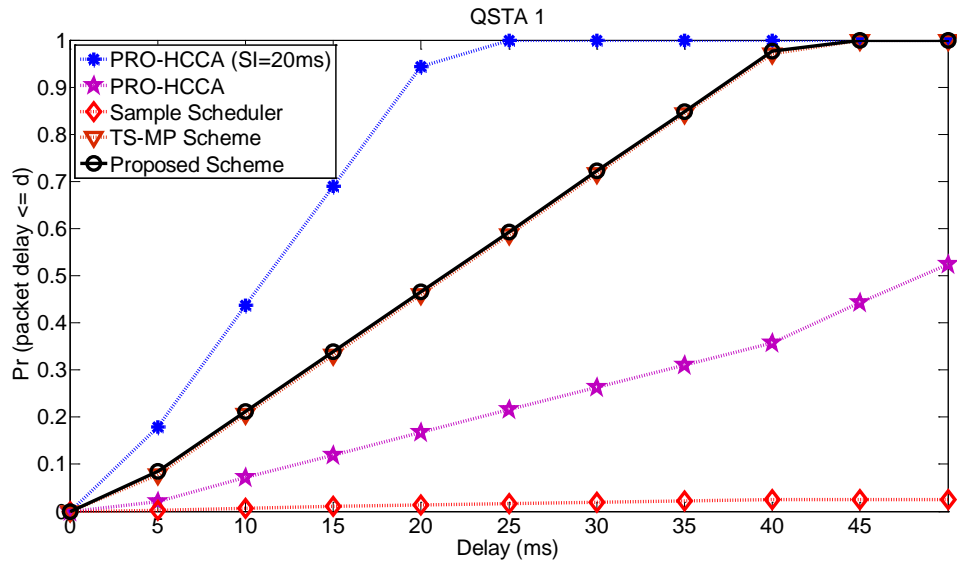
PLCP Preamble and Header (t_{PLCP})	96 us
Data MAC Header (t_{HDR})	23.2727 us
Data CRC (t_{CRC})	2.90909 us
ACK Frame (t_{ACK})	107.63636 us
QoS-CFPoll (t_{POLL})	122.1818 us
Per-packet overhead (O)	249.81818 us

表二 針對不同標頭和每個封包冗餘的傳輸時間

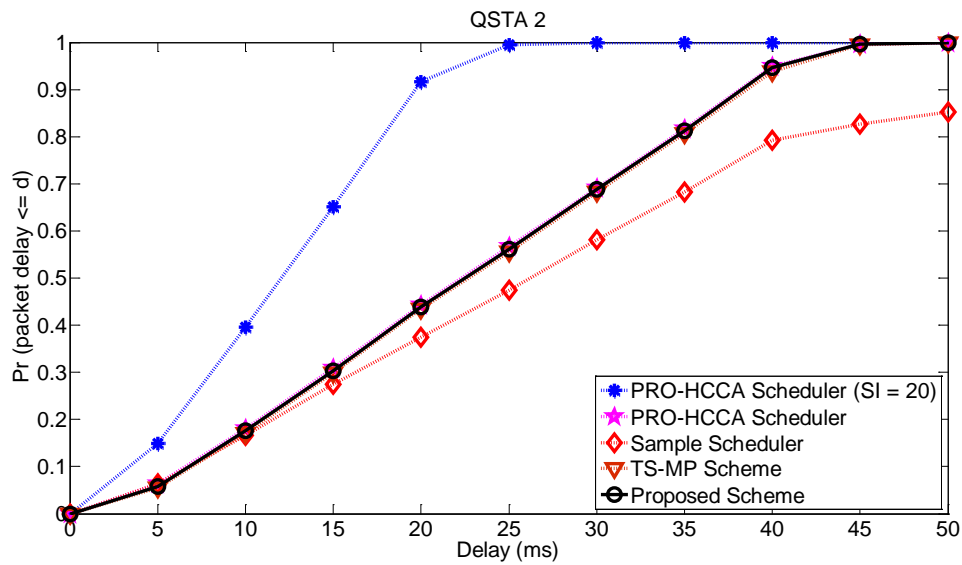
Traffic Parameter	TS1	TS2
	Non-interactive video	Interactive video
	Jurassic Park I	Office Cam
Packet Loss Rate Requirement (P_L)	0.001	0.01
Maximum Service Interval (SI_{max})	40 (ms)	80 (ms)
Mean Data Rate (ρ)	268k(bps)	91k(bps)
Nominal MSDU Size (L)	1339(byte)	452(byte)

表三 針對 QSTA1 和 QSTA2 各自資料流的參數

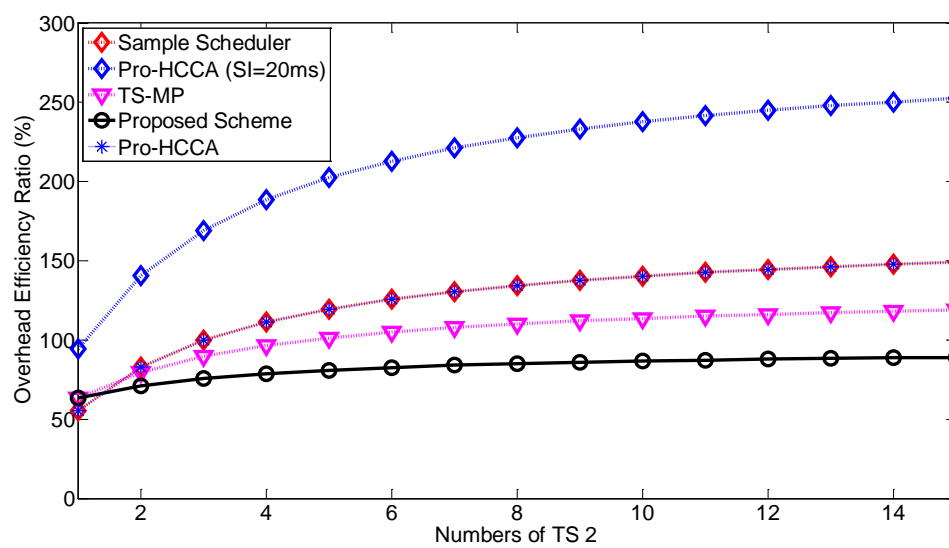




圖二 QSTA1 的封包所經歷的延遲連續分佈函數



圖三 QSTA2 的封包所經歷的延遲連續分佈函數



圖四 當 TS2 增加時的冗餘效能比例

