

在以分時多重存取為基礎的無線隨建即連網路上 設計一具服務品質保證之繞徑協定

An On-Demand QoS Routing on TDMA-Based Wireless Ad Hoc Networks

石貴平
Kuei-Ping Shih

莊宗翰
Tsung-Han Chuang

莊汜玘
Shih-Chuan Chuang

淡江大學資訊工程系

Department of Computer Science and Information Engineering

Tamkang University, Tamshui 251, Taipei, Taiwan

E-mail : kpshih@mail.tku.edu.tw

摘要

隨建即連無線網路是由多個具無線通訊能力的行動主機 (mobile host) 所組成, 行動主機間的互相通訊, 不需藉由任何的基礎建設協助。在本論文中, 我們以行動主機之一步相鄰主機 (1-hop neighbor) 的資訊, 藉由分散式計算及時槽保留來尋找符合服務品質保證要求的繞徑路徑, 避免因時槽 (time slot) 選擇不當而產生的 hidden terminal 與 exposed terminal 的問題, 並同時考慮路徑上所使用時槽的衝突問題以及時槽的重複使用性 (slot reuse); 選擇適當的時槽使用, 可以提高繞徑尋找的成功率以及使網路上能容納更多的繞徑同時進行, 提高網路整體效能。我們在此還加強了繞徑的維護、修復以及改善的能力: 資料傳送時繞徑路徑損壞的繞徑維護; 以及在網路拓撲改變的因素下, 保持使用較有效率的繞徑路徑改善等。由模擬實驗結果的數據得知, 我們除了能正確的找到所需要的繞徑路徑外, 再加上繞徑的維護、修復及改善等功能的改善方法, 可提高繞徑路徑的成功率, 增加成功傳送的資料量, 使網路整體的傳送效能提高。

關鍵詞: 通訊協定、無線隨建即連網路、服務品質保證、繞徑、分時多重存取

Keywords: Communication Protocol, Wireless Ad Hoc Networks, QoS, Routing, TDMA

一、簡介

在隨建即連無線網路中, 由許多具無線通訊能力的行動主機所組成, 對於任一對行動主機彼此間的通訊, 並沒有經由任何的基礎建設之設備或依賴任何的集中式管理, 譬如, 基地台 (base station) 或是其它的固定式繞徑主機 (fixed router) 協助。在此網路環境中, 一對行動主機相互的通訊須經由多步的繞徑 (multi-hop routing), 靠其它的主機扮演繞徑主機來代傳資料才能達到通訊效果。除此之外, 由於每一台主機皆有移動的能力, 使得網

路拓撲結構 (topology) 會不斷地快速改變, 造成繞徑的困難, 所以在隨建即連網路中繞徑是很重要的問題。

在隨建即連無線網路的繞徑協定中[1]、[2]、[3]、[4]、[5]、[6], 大部份皆針對如何尋找最短的繞徑路徑 (shortest-path route) 來做研究, 並對資料流量 (data traffic) 提出改善與控制, 但對於資料的延遲 (delay)、封包在傳送過程中的遺漏 (packet loss)、頻寬要求 (bandwidth) 等等服務品質 (Quality of Service, QoS) 保證的要求, 並沒有提供任何的保障。在這種情況下, 對於有些需要頻寬要求、延遲限制的資料傳遞, 例如多媒體資料、即時性的資料等, 並沒辦法穩定地在上述的繞徑協定中執行。因此, 近幾年在隨建即連無線網路環境裡, 服務品質保證的繞徑協定[7]、[8]、[9]、[10]、[11]、[12]、[13]便成為一個非常重要的問題。

對於這個主題, 有幾個研究已經提出[11]、[12]、[13]。在[11]的研究中所提出的繞徑協定裡, 以 CDMA (Code Division Multiple Access) 加上 TDMA (Time Division Multiple Access) 的頻道模式, 將 TDMA 頻道模式中切割時間成多個時槽, 利用保留時槽的方式來保證傳輸的頻寬; 利用 CDMA 對於使用同一時槽的相鄰主機 (neighbor) 分配不同的識別碼 (code), 來避免隱匿端點問題 (Hidden Terminal Problem) 的問題。但是在這個方法裡, 使用 CDMA 模式所花費的傳輸成本太高, 所以後來有許多改進的方法或是其他研究相繼提出。

另一個研究中[12], 只使用 TDMA 的頻道模式來建立具有頻寬保證的繞徑路徑。在此方法中, 每一個行動主機必須記錄兩步範圍內所有主機的時槽資訊, 利用兩步相鄰主機的時槽資訊, 來避免選擇會發生隱匿端點和暴露端點問題 (Hidden and Exposed Terminal Problems) 的時槽。然而, 在上述的方法中, 當連結 (link) 中有許多可以使用的時槽時, 選擇時槽保留的方法是在可用的時槽中隨機選擇, 如此, 可能由於時槽選擇不適當, 而在原本存在滿足條件的繞徑路徑下卻找不到可用的路徑, 並且各行動主機必須記錄並維護兩步相鄰主機的時槽資訊, 所花費的維護成本也很高。

在[13]中的方法，環境與 [12]相同，也是使用 TDMA 的頻道模式，但在每一個行動主機中只記錄一步範圍內相鄰主機的時槽資訊，在尋找繞徑路徑時，蒐集三步相鄰連結 (link) 的時槽資訊，平均分配可用時槽以求得最大的頻寬，並避免選擇會發生隱匿端點和暴露端點問題的時槽。然而，在此方法中，平均分配時槽給三步相鄰連結 (link) 時會使得一些時槽被放棄，讓下游的主機可分配的時槽減少，無法錯開時槽來避免隱匿端點的問題，造成無法找到足夠頻寬的繞徑路徑。所以研究[13]的方法還需要再改善，使蒐集的三步相鄰連結之時槽資訊發揮最大的效用，以提高繞徑尋找的成功率，並使網路上可容納的繞徑路徑更多。

在本論文中，我們在隨建即連無線網路環境上提出一個具有傳輸頻寬服務品質保證的繞徑協定。在我們的網路環境裡假設使用 TDMA 的頻道模式，每一個行動主機都只有記錄一步相鄰主機的資訊，利用所記錄的資訊在尋找繞徑路徑時保留時槽以滿足頻寬需求。在時槽的選擇方式上，蒐集三步相鄰連結的時槽資訊，配合適當的演算法來做時槽的選擇，同時避免隱匿端點和暴露端點的問題 (Hidden and Exposed Terminal Problems) 以減少繞徑路徑尋找時錯誤的發生，提高繞徑尋找的成功率，並且加入時槽重複利用 (slot reuse) 的考量，使網路上可容納的繞徑更多。我們在本論文中還加強了繞徑協定中路徑的維護、修復以及改善的能力。

在下一章，我們將介紹所使用的環境和在此環境中會發生的問題及挑戰，並提出解決策略；而我們所提出的分散式時槽保留協定 (Distributed Slots Reservation Protocol, DSRP) 將會在第三章詳細的介紹；在第四章，介紹繞徑協定中路徑的維護、修復以及改善的能力。而第五章將我們所提出的服務品質繞徑協定與其他相關研究的方法模擬實驗並比較其效能；最後在第六章做本篇論文的結論與討論未來可能的發展方向。

二、預備知識

2.1 系統模型

我們在隨建即連無線網路環境中假設使用一個 TDMA 的頻道模式，TDMA 頻道模式將時間分成多個 TDMA 框架(frame)，在每一個 TDMA 框架中，又分為控制子框架 (control subframe) 與資料子框架 (data subframe)。其結構如圖 1 所示：

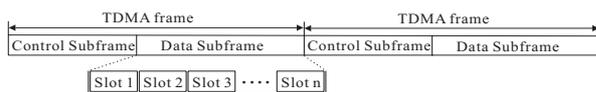


圖 1. TDMA 框架結構

在控制子框架中，時槽用來傳送控制封包，包含了框架同步化、電量測量、通訊的設定與維持、時槽的保留... 等等的功能；而資料子框架的時槽 (圖 1 例中分為 n 個時槽)，是用來傳送資料封包。在本論文所討論的服務品質指的是如何預約足夠的資料框架中的時槽以滿足我們所

需的頻寬保證，至於控制框架的使用，已超出本論文所討論的範圍。

2.2 在隨建即連無線網路環境中尋找頻寬保證之繞徑路徑的挑戰

由於無線網路的特性，如果不當選擇時槽，會使得碰撞的情況增加，浪費無線網路的資源；除此之外，在尋找符合頻寬要求的繞徑路徑時，如果沒有適當選擇時槽，繞徑發生錯誤的機率會大大增加，也會使整個網路上所能容納的繞徑路徑減少，降低整個網路的效能。我們將在下面詳細描述如果不當選擇時槽會產生的問題。

(一) 隱匿端點和暴露端點問題 (Hidden and Exposed Terminal Problems) :

在圖 2(a) 的例子中，主機 A 以時槽 t 傳送資料到主機 B。在 sender (主機 A) 的相鄰主機中如果有主機使用同一時槽來接收資料，如圖 2 (b) 中的主機 C，在時槽 t 會產生碰撞，即為隱匿端點(hidden terminal)的問題。但若 sender 的相鄰主機中有主機使用同一個時槽來傳送資料，如圖 2 (b) 中的主機 D，時槽 t 是允許安排用來傳送資料的；若資訊不足，時槽 t 便無法安排給主機 D，造成網路效能不佳，這即是暴露端點(exposed terminal)的問題。

(二) 本身繞徑時槽不足 (Slots Shortage for Self Route , SSSR) :

在對於整條繞徑路徑上一個連結的時槽選擇，只靠單一個連結的資訊是不夠的，容易造成不適當的時槽選擇。當時槽選擇不適當，會產生「本身繞徑時槽不足」(Slot Shortage for Self Route, SSSR) 的問題。在圖 3 中，link1 有時槽 {1, 2, 3, 4} 可以使用，而 link2 有時槽 {1, 2, 3} 可用。假設此繞徑路徑的頻寬需求為兩個時槽。如圖 3 (a) 所示，如果在 link1 選擇時槽 {1, 2}，則在 link2 便沒有足夠的時槽可用，造成這條繞徑路徑不符合頻寬要求而無法使用；但若在 link1 選擇時槽 {3, 4}，而在 link2 就會有足夠的時槽可以使用並符合繞徑路徑的頻寬需求，如圖 3 (b) 所示。

(三) 相鄰繞徑時槽不足 (Slot Shortage for Neighboring Route , SSNR) :

不當選擇時槽可能造成的問題除了會影響自己本身的繞徑路徑外，也可能對其他相鄰繞徑路徑造成影響，造成「相鄰繞徑時槽不足」(Slot Shortage for Neighboring Route, SSNR)。這種情形如圖 4 所示，當網路上主機 A 以時槽 t1 傳送資料給主機 B 時，主機 X 要使用一個時槽傳送資料給主機 Y(Route P)，在它們的連結中，有 t1、t2 兩個時槽可以選擇。若主機 X 選擇時槽 t1 傳送資料給主機 Y，則另一個主機 D 便可以用時槽 t2 傳送資料給主機 C(Route Q)；相反的，若主機 X 選擇時槽 t2 傳送資料給主機 Y，則會使主機 D 沒有時槽可以傳送資料給主機 C，所以 Route P 在主機 X 與主機 Y 間通訊所用的時槽適當與否，決定 Route Q 中主機 D 與主機 C 的通訊是否可以同時存在。

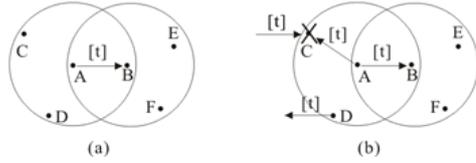


圖 2.隱匿端點和暴露端點問題

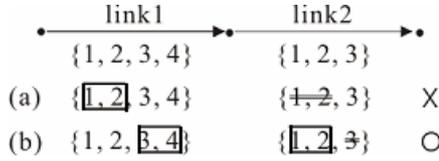


圖 3.時槽的選擇 (a) 不適當；(b) 適當。

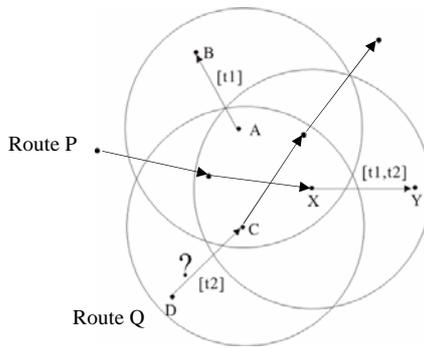


圖 4.與其他繞徑衝突

2.3 在隨建即連無線網路環境中尋找頻寬保證之繞徑路徑的策略

經由上一小節描述，我們知道不當選擇時槽，會產生許多問題降低網路效能，因此，我們將於這個章節裡提出方法及策略來解決這些問題。在隨建即連網路中，拓撲結構包含兩個集合 N 和 L ； N 是無線網路中所有行動主機的有限集合， L 代表在這無線網路中行動主機間可以相互通訊的連結之有限集合，因此，拓撲結構可以使用圖形 $G = (N, L)$ 來表示。在 2.1 節所提，我們在一個 TDMA 資料子框架中分成 n 個時槽，即 $T = \{t_1, t_2, \dots, t_n\}$ ；一個行動主機 x 的相鄰主機的集合表示為 $NB_x = \{y \in N \mid (x, y) \in L\}$ ，而行動主機 x 已經安排用來傳送的時槽集合表示為 TS_x ，保留用來接收的時槽集合為 RS_x 。假設在網路上的所有主機，都必須維護自己以及一步相鄰主機的時槽使用資訊。當 sender(S) 要傳送資料給 receiver(R) 時，我們必須計算出 S 與 R 間可以使用的時槽，即 S 與 R 間的頻寬，記為 $BW(S, R)$ 。在此，為了避免產生隱匿端點和暴露端點問題 (Hidden and Exposed Terminal Problems)，我們應用 [12] 中所提到的方法，在每台主機選擇時槽來傳送或接收時，必須遵守「時槽使用限制策略」(Slots Inhibited Policies, SIP)

時槽使用限制策略 (Slots Inhibited Policies, SIP)：主機 x 要在時槽 t 傳送資訊給主機 y ， $y \in NB_x$ 且時槽 t 必須滿足以下限制條件：

- (1) $SIP1 = \{t \in T \mid t \notin TS_x, t \notin RS_x, t \notin TS_y, t \notin RS_y\}$
 - (2) $SIP2 = \{t \in T \mid t \notin RS_z, \text{ where } z \in NB_{x-y}\}$
 NB_{x-y} 表示 x 不包含 y 的所有相鄰主機的集合
 - (3) $SIP3 = \{t \in T \mid t \notin TS_z, \text{ where } z \in NB_{y-x}\}$
 NB_{y-x} 表示 y 不包含 x 的所有相鄰主機的集合
- 因此， $BW(x, y) = \{t \in T \mid t \in SIP1 \cap SIP2 \cap SIP3\}$ 。

當我們想要計算可用時槽時，在主機 x 中，記錄有自己和其相鄰主機 (包含 receiver) 的時槽使用資訊，所以主機 x 可以判斷 SIP1 與 SIP2 條件，將其結果隨著 route request (RREQ) 封包傳送到主機 y ，藉由其所記錄的相鄰主機時槽使用資訊來做 SIP3 條件判斷，計算出 $BW(x, y)$ 。

由上述方法，我們可以計算出 sender 與 receiver 間可用的時槽，即單一連結的頻寬資訊，然而，在時槽選擇時只考量單一連結的資訊是不夠的，如章節 2.2(二)(三)所提，容易造成因選擇時槽的不適當，而形成本身繞徑時槽不足 (SSSR) 及相鄰繞徑時槽不足 (SSNR) 的問題。為了避免這樣的問題，我們提出了「時槽保留決定策略」(Slot Decision Policies, SDP) 來決定適當的時槽保留使用。

時槽保留決定策略 (Slot Decision Policies, SDP)：對於整條繞徑路徑上，決定各個連結所須保留使用的時槽，以下列三個政策決定之，以避免「本身繞徑時槽不足」(SSSR) 及「相鄰繞徑時槽不足」(SSNR) 的問題：

(1) 三步資訊回溯決定政策 (3-Hop Backward Decision Policy, 3BDP)：如圖 5 所示， $w, x, y, z \in N$ ，link1、link2 及 link3 上可用的時槽分別為 $BW(w, x)$ 、 $BW(x, y)$ 及 $BW(y, z)$ 。在主機 z 中，從主機 w, x 與 y 隨著 RREQ 封包的傳送可以得到 link1、link2 與 link3 的可用時槽資訊，由主機 z 利用這三個連結的時槽資訊回溯決定 link1 所要保留的時槽。

為什麼我們選擇連結所使用的時槽時，需要蒐集三個連結的時槽資訊來決定呢？從圖 5 我們可以知道，在 link1 中所使用的時槽，對於主機 x 而言已經被安排用來接收，所以無法在 link2 再用來傳送；而對於 link3 而言，若使用相同時槽，則會在主機 y 中發生 hidden terminal 的問題。所以，我們要選擇一個連結所使用的時槽時，需要蒐集三個連結的時槽資訊來決定，以避免因選擇時槽不適當，造成繞徑尋找失敗。

蒐集足夠的連結時槽資訊，可以幫助我們選擇較適當的時槽使用。如果蒐集更多的連結資訊，雖然對我們選擇時槽更有幫助，然而因蒐集更多的連結資訊，會使得 RREQ 封包增大，造成網路交通的負荷量增大，且效果並不會有明顯的改善。根據我們模擬實驗的結果 (模擬實驗的環境參數參考第五章)，如圖 6 所示，我們使用 DSRP (參考第三章) 分別以蒐集 1~5 個連結資訊 (分別以 $DH=1, DH=2, \dots, DH=5$ 表示)，在不同的 traffic load 環境下比較通訊的成功率 (call success rate)，當我們只蒐集 1 個連結的資訊來選擇時槽時，因為選擇的時槽較不適當，使得尋找 QoS 繞徑路徑容易發生錯誤，所以通訊的成功率較低；隨著蒐集的連結資訊增加為 2、3 時，通訊的成功率

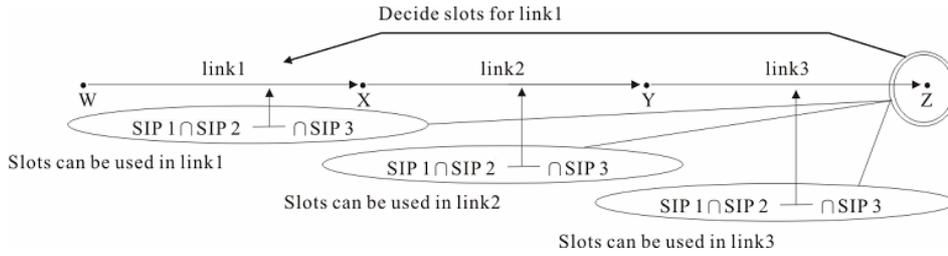


圖 5. 三步資訊回溯決定政策

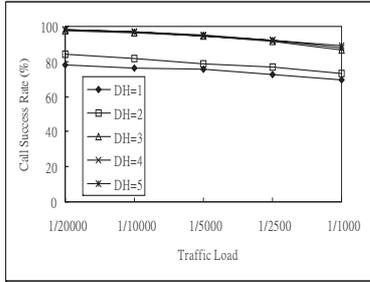


圖 6. 比較以蒐集不同個數的連結資訊來決定時槽的通訊的成功率

也隨之有明顯的改善；但蒐集的連結資訊超過 3 以上 (DH=4、DH=5)，通訊的成功率與 DH=3 時差不多，並沒有明顯的增加。由模擬實驗結果顯示，若以維護成本及通訊成功率做考量，蒐集三個連結資訊，應是較佳的選擇，所以我們使用「三步資訊回溯決定政策」來決定連結上使用的時槽。

(2) **最少衝突優先政策 (Least Conflict First Policy, LCFP)**：經由「三步資訊回溯決定政策」蒐集三個連結的時槽資訊，由主機 z 決定 link1 中所使用的時槽。當決定某個時槽給 link1 使用時，此時槽不能再被其他兩個連結所使用，所以若選擇與其他兩個連結相同的時槽，則會減少這兩個連結可以使用的時槽個數，容易發生時槽不夠的情形。所以，我們優先選取與其他兩個連結不相同的時槽，使得其他兩個連結可以使用的時槽個數不會減少；其次再選取只與其中一個連結相同的時槽；最後才選擇與兩個連結都相同的時槽。如此，將可減少「本身繞徑時槽不足」(SSSR)發生的機會。

(3) **最多重複使用優先政策 (Most Reuse First Policy, MRFP)**：為了減少「相鄰繞徑時槽不足」(SSNR)問題的發生，在時槽選擇時，我們使用「最多重複使用優先政策」(Most Reuse First Policy, MRFP)，加入時槽重複利用的考量，以時槽在相鄰主機中的使用率作為考量，優先選取使用率較高的時槽，盡量把時槽空出來以減低與其他繞徑路徑衝突的情形，使網路上可以容納更多的繞徑。連結上可用時槽在相鄰主機中的使用率可以在 sender 及 receiver 平時維護的一步相鄰主機的時槽資訊獲得，表示為「使用情形」(Used State, US) 資訊，「使用情形」是用來記錄在此連結的 sender 與 receiver 的所有一步相鄰主機中，有多少個主機正在使用此時槽。

我們用下面的例子說明「時槽保留決定策略」(SDP)的作法。在圖 7 中，假設一個 TDMA 的資料子框架裡分成七個時槽，其中有一頻寬要求是 2 個時槽的繞境要求

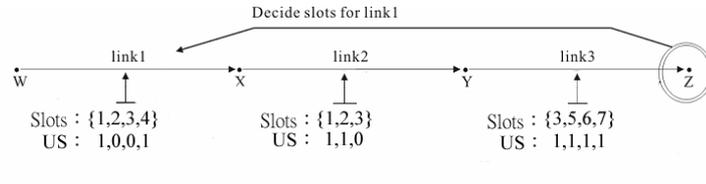


圖 7. 選擇時槽的方法

(route request)經過主機 w、x、y、z，而 w、x、y、z 依照「時槽使用策略」計算出在 link1、link2 及 link3 上可用的時槽分別為 $BW(w,x)=\{1,2,3,4\}$ 、 $BW(x,y)=\{1,2,3\}$ 及 $BW(y,z)=\{3,5,6,7\}$ 。由 z 回溯決定 link1 所要保留的時槽，首先，時槽 4 只存在 link1 中，與 link2 及 link3 不衝突，因此，依據「最少衝突優先政策」，優先選擇時槽 4 保留給 link1。其次，因時槽 {1,2} 僅出現在 link1 中及 link2 中，而時槽 3 同時出現在 link1、link2 及 link3 中，故優先選擇時槽 {1,2}，因頻寬需求為 2 個時槽，而之前已選了 1 個時槽(時槽 4)，所以還需由時槽 {1,2} 中選擇保留一個時槽給 link1，依據「最多重複使用優先政策」，時槽 1 的 US 值為 1 比時槽 2 的 US 值大，所以優先選取時槽 1。因此，z 選擇保留時槽 {1,4} 給 link1 使用。

三、分散式時槽保留協定 (Distributed Slots Reservation Protocol)

我們所提出的分散式時槽保留協定是 On-Demand 的方式，也就是當有一起始主機 (Source) 想要傳送資料給目的主機 (Destination) 時，才由起始主機開始執行，尋找滿足頻寬需求的繞徑路徑，並且在繞徑回覆時將使用的時槽保留起來以保證資料傳送的頻寬。

3.1 繞徑協定詳細說明

在每一個主機裡都有一個 Slot Information Table (SIT) 來記錄這個主機的一步相鄰主機之時槽使用資訊。在尋找繞徑路徑時，「時槽使用限制策略」利用 SIT 中所記錄的資訊，選擇連結上可以使用的時槽。在只維護一步相鄰主機之時槽資訊的環境下，要計算此連結的頻寬，必須把判斷程序分割成兩部分。第一部分，在 Sender 中，SIT 記錄有 Sender 及其相鄰主機之時槽使用資訊，所以可以在 Sender 中執行 SIP1 與 SIP2 的判斷條件，將其結果記錄在 RREQ 封包中並傳送到 Receiver，執行第二部份的判斷。在 Receiver 裡，可以藉由其記錄的相鄰主機之時槽使用資訊來做 SIP3 條件的判斷，完成第二部份的判斷。透過此二步驟判斷，我們便可以得到在 sender 與 receiver 的連結

中可用的時槽。每一條 link 可用的時槽都需經此二步驟，方能求得 Sender 與 Receiver 間可用的時槽，即 $BW(sender,receiver)$ ，以後將不再贅述。



圖 8. Source、Sender、Receiver、Destination 關係

當一個 QoS 繞徑需求產生時，如圖 8 所示，由起始主機(Source)執行 SIP1 及 SIP2 的判斷程序，將結果放到 RREQ 封包中並廣播，開始繞徑尋找程序。在繞徑尋找過程中，一台主機(Receiver)收到一個從 Sender 廣播來的 RREQ 封包時，Receiver 由 RREQ 封包中可得知由 Sender 執行完 SIP1 及 SIP2 判斷程序的時槽可用資訊，再根據 Receiver 本身的 SIT，執行 SIP3 的限制條件，計算出 $BW(Sender, Receiver)$ 。若時槽可用數量小於頻寬需求的數量，則不再往下傳送 RREQ 封包，相反的則繼續以下處理動作。

根據「時槽保留決定策略」的「三步資訊回溯決定政策」，若在 Receiver 中已經蒐集了三條連結的時槽資訊，則須決定第一條連結(Sender 的上一步主機與上兩步主機的連結)所要使用的時槽。首先以「最少衝突優先政策」來判斷，優先選取在第一條連結可用而在第二條連結(Sender 與它的上一步主機的連結)與第三條連結(Sender 與 Receiver 的連結)不可用的時槽；其次，再選取第一條連結可用而與第二、三條連結的其中一個連結有衝突的時槽；最後，再選取此三條連結都可以使用的時槽。若可選取時槽個數超過頻寬需求時，則依據「最多重複使用優先政策」，將優先選取 US 值最高的時槽，即使用率最高的時槽；若 US 值相同的時槽個數也多於頻寬需求，則以亂數來選取時槽。第一條連結經過「時槽保留決定策略」後所保留的時槽，需等於頻寬的要求，若不滿足，則此繞徑尋找動作就不再繼續進行。而第二及第三條連結扣除第一條連結保留的時槽後，時槽數需的於等於頻寬的要求，否則亦將停止繞徑尋找。之後，所有主機依上述方法執行時槽選取並廣播 RREQ 封包，直到傳送到目的主機(Destination)。

當目的主機(Destination)收到從起始主機(Source)廣播而來的 RREQ 封包時，先確定 Sender 到自己的連結中時槽是否足夠。若已足夠，再利用「時槽保留決定策略」選擇第一條連結所使用的時槽。因為已經到達 Destination，所以 Destination 還須以「時槽保留決定策略」中的「最多重複使用優先政策」及「最多重複使用優先政策」決定第二條連結及第三條連結。經過上述步驟確認符合頻寬需求後，Destination 會將其決定的繞徑路徑及時槽資訊放入 route reply (RREP) 封包並沿著此繞徑路徑傳送回 Source，沿途上相關的主機在 RREP 封包回傳的同時，依照繞徑路徑與時槽的資訊將要使用的時槽保留起來以供資料傳送。當 Source 收到 RREP 封包後，表示在繞徑路徑上的繞徑主機都已經保留時槽供此繞徑傳送資料，各主機便可以在資料訊框中相對應的時槽傳送資料。

3.2 實例說明

我們以圖 9 的例子使用 DSRP 來尋找從起始主機 S 到目的主機 D 且頻寬需求為 2 個時槽的繞徑路徑。起始主機 S 廣播 RREQ 封包，當主機 B 收到時，利用「時槽使用限制策略」計算出主機 S 與主機 B 的連結中可用的時槽 $BW(S,B)=\{1,2,3,4\}$ ，記錄於 RREQ 封包中繼續廣播；當主機 E、G 收到 RREQ 封包後也執行與主機 B 相同的程序分別求出 $BW(B,E)$ 及 $BW(E,G)$ ；主機 G 再根據「三步資訊回溯決定政策」，利用「最少衝突優先政策」與「最多重複使用優先政策」決定主機 S 與主機 B 的連結中所要保留的時槽 $\{1,4\}$ ，將資訊記錄於 RREQ 封包中繼續廣播，依此類推；當目的主機 D 收到 RREQ 封包時，決定剩下的連結所要保留使用的時槽(主機 B 與 E 的連結使用時槽 $\{2,5\}$ 、主機 E 與 G 的連結使用時槽 $\{3,6\}$ 、主機 G 與 D 的連結使用時槽 $\{4,7\}$)，並沿此繞徑路徑回覆 RREP 封包，繞徑路徑上的主機收到 RREP 封包時保留所使用的時槽並通知相鄰主機更新時槽資訊，直到傳送至起始主機 S，起始主機 S 便可以使用此繞徑路徑傳送資料。

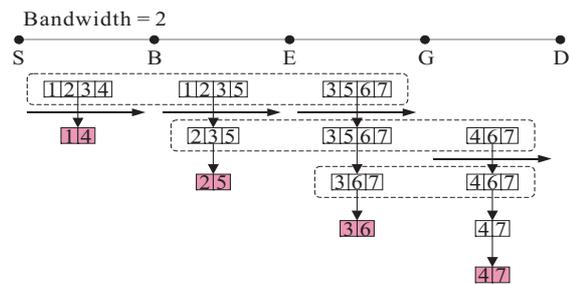


圖 9. DSRP 尋找繞徑實例

四、繞徑路徑維護修復機制

在繞徑路徑維護修復的機制裡，我們需要靠 maintenance request (MT_REQ) 封包、maintenance reply (MT_REP) 封包以及 maintenance error (MT_ERR) 來重新建立符合我們需求的部分 QoS 繞徑路徑。我們使用 improvement request (IMP_REQ) 封包、improvement reply (IMP_REP) 封包來改善繞徑路徑。在此使用的 MT_REQ、IMP_REQ 封包與 RREQ 封包相同，而 MT_REP、IMP_REP 封包則與 RREP 封包相同。

4.1 繞徑維護機制

在完成繞徑路徑建立程序後，建立了滿足頻寬保證的繞徑路徑，開始傳送資料，但因網路拓撲的不斷變動，在做資料傳送時，所建立的繞徑路徑也可能因為主機移動或其他因素而遭損壞，通訊因此中斷。

當網路上的一個行動主機發現自己所要傳送資料的對象離開自己的通訊範圍時，此主機則成為繞徑維護的發起主機，在發起主機的下游所有主機會因為繞徑的中斷而無法收到此繞徑路徑的資料封包，這些主機在一段時間內沒有收到此繞徑路徑的資料封包，則釋放原先繞徑所使用

的時槽，以免時槽的佔用。而繞徑維護的發起主機必須尋找一條從自己到此繞徑的目的主機間的繞徑，發起主機首先廣播 MT_REQ 封包，以先前章節所描述的繞徑尋找方法，建立從自己到此繞徑的目的主機間滿足原先頻寬要求的繞徑，若目的主機收到此 MT_REQ 封包，則回覆 MT_REP 封包建立此部分繞徑，完成繞徑的維護。若在繞徑維護的發起主機與目的主機間使用繞徑維護機制找不到修復的繞徑，此時繞徑維護的發起主機便傳送一個 MT_ERR 封包給此繞徑的起始主機，在此繞徑上的主機傳送 MT_ERR 封包並釋放此繞徑所使用的時槽，MT_ERR 封包傳送至起始主機，通知起始主機重新建立一條新的繞徑。

4.2 繞徑改善機制

網路拓撲的變動有時雖然不會造成資料傳送繞徑的損壞，但可能使得原先的繞徑路徑成為一個較不好的繞徑路徑，造成網路上資源的浪費。這種情形如圖 10 所示，原先的繞徑路徑為主機 A 經由 B、C、D 到主機 E，後來主機 D 移動到圖中新的位置並沒有離開主機 C 的通訊範圍，而後來主機 E 移動到圖中新的位置並沒有離開主機 D 的通訊範圍，資料依然以原先的繞徑路徑傳送，但是，主機 D 也在主機 B 的通訊範圍內，實際上資料傳送可以經由主機 A、B 直接經由主機 D 到主機 E，比先前的路徑所需要的步數還少，比較不耗資源，所以適時的改善機制，使得網路上的繞徑不論網路拓撲如何變化都能在較好的路徑下傳輸資訊。

當繞徑中有一主機發現自己的相鄰主機中有此繞徑的目的主機或某一繞徑主機（在同一條繞徑路徑中）距離目的主機比自己在這繞徑的下一步繞徑主機還近，則執行繞徑改進機制，此主機使用上述繞徑尋找方法中的時槽計算並發出 IMP_REQ 封包，而此主機本身的繞徑並未中斷。而被要求改進的主機則在收到 IMP_REQ 封包後計算此連結的頻寬，若頻寬滿足需求則回覆 IMP_REP 並保留新的使用時槽同時建立新的繞徑，完成繞徑的改進。以圖 10 為例，主機 B 發現主機 C 的下一步主機 D 移動到主機 B 的通訊範圍內，而且主機 B 沒有收到下游主機的 MT_REQ 封包，表示此繞徑路徑沒有中斷，因此，主機 B 發送 IMP_REQ 封包給主機 D，若主機 D 計算完 BW(B,D)後，頻寬滿足需求則回覆 IMP_REP 並保留新的使用時槽同時建立新的繞徑。在下一個訊框，主機 B 便傳送此繞徑路徑的資料封包給主機 D。

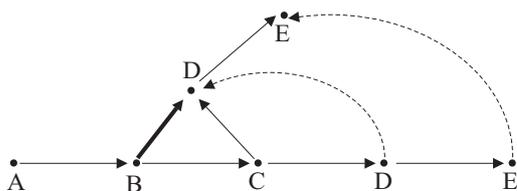


圖 10. 網路拓撲變動造成資源的浪費

五、實驗結果與分析

5.1 實驗環境說明

我們模擬實作所提出的頻寬保證繞徑協定(以 DSRP 表示)，並與參考文獻[12] (以 Liao 表示)、[13] (以 Zhu & Corson' s 表示)的方法比較評估效能。實驗環境在 1000 m × 1000 m 的範圍裡建立一個隨建即連無線網路，在這個範圍裡，共有 30 個行動主機，每個行動主機的傳輸距離為 300 m，並以 0~30 m/s 的速度隨意方向移動。資料以 11 Mbps/s 的速率傳送，在每一個 TDMA 時間框架中，分成 16 個長度為 5 微秒的時槽。以 Traffic Load 每微秒 1/20000~1/250 個的通訊流量，隨機決定一組起始主機以及目的主機，一組通訊需要 10 秒的通訊時間，頻寬要求為 2 個時槽，總共執行 1000 秒的時間。

5.2 實驗結果與分析

我們在以上的環境分別比較以下五個考量因素。Call Success Rate：通訊的成功率，在所發出的全部通訊中，完成通訊的個數。Network Throughput：在執行的時間裡，整個網路成功傳送的資料量。Control Overhead：顯示要使用多少的控制封包量能夠完成一個單位資料封包量的傳送。Average Storage for Each Node：每個主機中儲存用以建構繞徑的資料量，包含相鄰主機資訊、時槽使用情形等等。Average Delay Time：平均尋找一個繞徑路徑所需要耗費的時間，從起始主機開始，傳送 RREQ，目的主機傳回 RREP 到起始主機的時數。

- Call Success Rate：我們在不同的 Traffic load(主機移動速率为 10 m/s)及不同的 Mobility (Traffic Load 為 1/5000) 環境下比較各個方法的通訊的成功率，如圖 11、圖 12 所示。隨著網路上 Traffic load 及 Mobility 增加，各個方法的通訊成功率逐漸下降。而使用我們的方法 (DSRP)，在繞徑尋找時還考慮網路整體效能的問題，盡量將時槽空出來，使得網路能夠容納更多滿足頻寬需求的繞徑路徑，因此 Call Success Rate 的表現也是最好的。

- Network Throughput：在此我們比較各種方法的 Network throughput 在不同的 Traffic load(主機移動速率为 10 m/s) 和 Mobility (Traffic Load 為 1/5000) 環境下的優劣。根據圖 13 和圖 14 的實驗結果顯示，因為 Network throughput 部份取決於其尋找繞徑路徑的成功率，所以尋找繞徑路徑的成功率愈高，Network throughput 也較高。由實驗結果，在 Network throughput 的比較中其優劣依次為 DSRP 最好、Zhu & Corson' s 次之、Liao 則因時槽選擇不當，造成成功率下降，連帶使得 Throughput 也表現的不理想。

- Control Overhead：由圖 15、圖 16 中可以看出，我們所提出的方法因為輔助選擇時槽機制較多，所以 Control overhead 比 Zhu & Corson' s 大，但只有些微的差距；然而，在 Liao 的方法中，因為要維護兩步相鄰主機的資訊，所以當每個主機內時槽資訊改變時都要傳送變動資料到兩步相鄰主機，因此其 control

overhead 較其他方法大的多。隨著網路上主機的移動率升高，使得繞徑維護機制的使用率也隨之增加，使用更多的控制封包來執行繞徑維護，所以有繞徑維護機制的繞徑方法 DSRP 與 Zhu & Corson's 的 Control overhead 會跟著上升。

- Average Storage for Each Node：圖 17 中顯示，在 DSRP、Zhu & Corson's 中，在每個行動主機只記錄了一步相鄰主機的時槽使用情形，所以在不同的 Traffic load 下，每個主機所要記錄的資訊較 Liao 少，而 DSRP 和 Zhu & Corson's 則是旗鼓相當。
- Average Delay Time：圖 18 分別表示各種繞徑方法在不同的 Traffic load 下，平均尋找建立一個繞徑路徑所需要耗費的時間，在此我們只計算成功建立的繞徑所花費的 Average Delay Time。依據實驗結果顯示，Liao 的方法因為平時需要維護兩步相鄰主機的時槽資訊，所以在繞徑尋找程序中，可以快速的完成。DSRP、Zhu & Corson's 的方法中因為只使用一步相鄰主機的資訊，必須有更多的計算與判斷，所以繞徑建立的時間較長。而我們的方法在時槽選擇時考量的因素較多，所需的計算時間也較長，但差異不大。

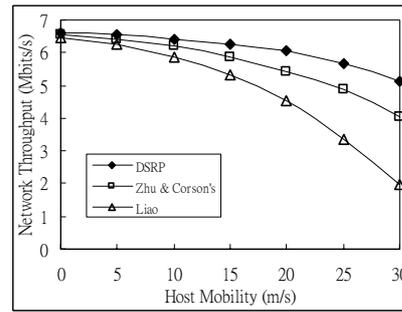


圖 14. Network Through vs. Mobility

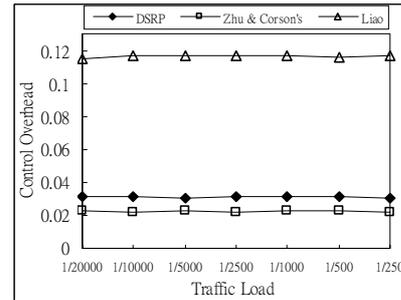


圖 15. Control Overhead vs. Traffic Load

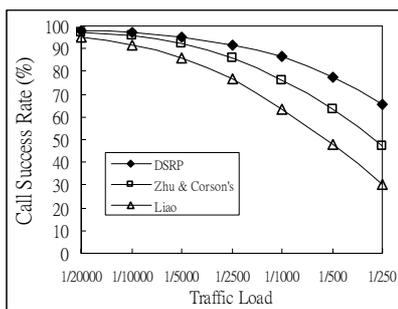


圖 11. Call Success Rate vs. Traffic Load

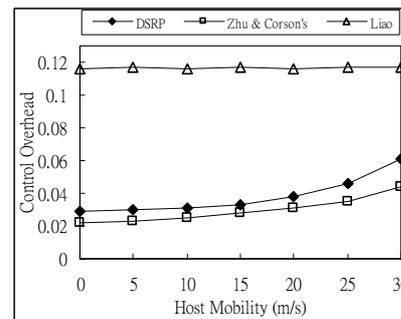


圖 16. Control Overhead vs. Mobility

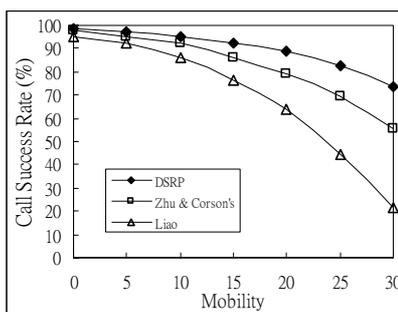


圖 12. Call Success Rate vs. Mobility

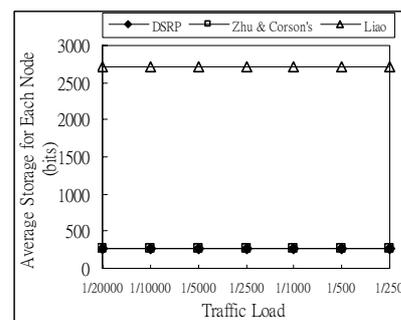


圖 17. Average Storage for Each Node

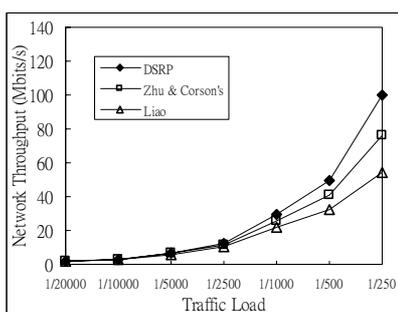


圖 13. Network Through vs. Traffic Load

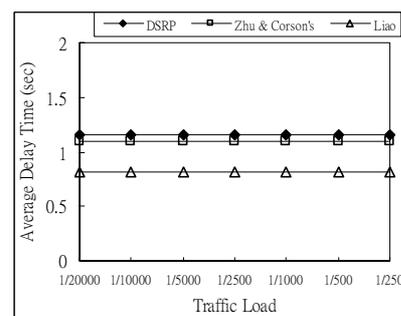


圖 18. Average Delay Time vs. Traffic Load

六、結論與未來發展

我們在隨建即連無線網路環境上提出一個具有服務品質保證的繞徑協定。在網路環境中的每一個行動主機只記錄一步相鄰主機的資訊，利用保留時槽以達成服務品質保證的需求。在尋找繞徑路徑時，避免許多碰撞的問題，並同時加入時槽重複利用 (slot reuse) 的考量，提高繞徑成功率及讓網路上能容納更多的繞徑同時進行，提高網路整體效能。由模擬實驗結果的數據得知，我們提出的方法 (DSRP)除了能提高繞徑路徑的成功率外，也增加成功傳送的資料量，使網路整體的傳送效能提高。

本論文中所提的方法，皆是解決網路上一對一的通訊，即是一個起始主機傳送資料給一個目的主機，而我們可以将所提出的頻寬保證 QoS 繞徑協定，延伸應用到 multicast 繞徑上，或是擴大發展成 multicast 繞徑協定，支援一對多甚至是多對多的資料傳輸。

七、誌謝

感謝教育部追求卓越計畫「學習科技 - 主動社會學習及其應用，從台灣到全世界」，計畫編號：甲-92-H-FA07-1-4 之經費支持。

八、參考文獻

- [1] C. E. Perkins and P. Bhagwat, "Highly dynamic Destination-Sequenced Distance Vector routing (DSDV) for mobile computers," *Proceedings of the SIGCOMM '94 Conference on Communications Architectures, Protocols and Applications*, pp. 234-244, Aug 1994.
- [2] C. E. Perkins and E. M. Royer, "Ad Hoc On Demand Distance Vector (AODV) Routing," *Internet draft*, Aug 1998.
- [3] J. Broch, D. B. Johnson and D. A. Maltz, "The Dynamic Source Routing Protocol for Mobile Ad Hoc Networks," *Internet draft*, Dec 1998.
- [4] V. Park and S. Corson, "A Highly Adaptive Distributed Routing Algorithm for Mobile Wireless Networks," *Proceeding of the Sixteenth Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies (INFOCOM 1997)*, Vol. 3, pp. 1405-1413, Apr 1997.
- [5] Z. J. Haas and M. R. Pearlman, "The Zone Routing Protocol (ZRP) for Ad Hoc Networks," *Internet draft*, *draft-zone-routing-protocol-00.txt*, Nov 1997.
- [6] D. B. Johnson, "Routing in Ad Hoc Networks of Mobile Hosts," *Proceedings of the IEEE Workshop on Mobile Computing Systems and Applications*, pp. 158-163, Dec. 1994.
- [7] S. Chakrabarti and A. Mishra, "QoS Issues in Mobile Ad Hoc Networks," *Proceedings of the IEEE Communications Magazine*, Vol. 39, No. 2, pp. 142-148, Feb 2001.
- [8] W. Su and M. Gerla, "Bandwidth Allocation Strategies for Wireless ATM Networks using Predictive Reservation", *Proceedings of the IEEE Global Telecommunications Conference (GLOBECOM 98)*, Vol. 4, pp. 2245-2250, 1998.
- [9] T. W. Chen, M. Gerla and T. C. Tsai, "QoS Routing Performance in Multihop, Multimedia, Wireless Networks," *Proceedings of the IEEE 6th International Conference on Universal Personal Communications Record*, Vol. 2, pp. 557-561, Oct 1997.
- [10] S. Chen and K. Nahrstedt, "Distributed Quality-of-Service Routing in Ad Hoc Networks," *the IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, Vol. 17, No. 8, pp. 1488-1505, Aug 1999.
- [11] C. R. Lin and C-C Liu, "QoS Routing in Ad Hoc Wireless Networks," *the IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, Vol. 17, No. 8, pp. 1426-1438, Aug 1999.
- [12] W. H. Liao, Y. C. Tseng, K. P. Shih, "A TDMA-based bandwidth reservation protocol for QoS routing in a wireless mobile ad hoc network," *Proceeding of the IEEE International Conference on Communications (ICC 2002)*, Vol. 5, pp. 3186-3190, 2002.
- [13] C. Zhu and M. S. Corson, "QoS Routing for Mobile Ad Hoc Networks," *Proceeding of the Twenty-First Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies (INFOCOM 2002)*, Vol. 2, pp. 958-967, 2002.