

隨意無線網路中應用 GPS 制定細胞結構之階層式 路由策略

黃宗傳 紀宏宜 黃士凱

國立中山大學電機系

tch@mail.nsysu.edu.tw

D953010010@student.nsysu.edu.tw

M953010140@student.nsysu.edu.tw

摘要—近年來發展了許多基於位置資訊相關的路由協定，此種路由協定被證明在隨意式無線網路中，對於封包的路由效率及延展性有很大的提升。欲利用位置資訊來協助路由，需要各個節點都能夠獲得與之通訊的節點位置，而此類任務通常藉由某種位置資訊服務來完成。在本文中，我們提出了一種使用位置資訊的新路由策略，稱為 HCR (Hierarchical Cell Relay)。我們將網路範圍分割成許多相同面積的小區域，稱作細胞。而網路中的節點則形成一種階層式的架構，並且利用某幾個選定的細胞來轉傳封包。這種階層式架構讓 HCR 特別適合在高密度的網路中運作。而且，在 HCR 中的通訊負載(traffic loads)會由所有的網路節點來分擔，而不是只經由特定幾個網路節點來負擔，也因此在高通訊負載的情況下能夠達到減少 overhead 的目的。模擬結果顯示與 LAR (Location-aid routing)協定相比，HCR 協定在封包抵達率、平均封包之點對點延遲以及 overhead 上均有較好的表現。

關鍵詞—LAR;GPS;地理位置資訊;階層式路由

一、序論

移動式隨意無線網路 (Mobile Ad Hoc Networks, 簡稱 MANETs) 是一種動態 multi-hop 的無線網路，建立於一群利用無線通訊、沒有固定基地台之移動式節點上。MANETs 主要的應用包括災難救助、軍事通訊、會議交流以及環境感測等等。在 MANETs 中，設計一個路由策略最主要的考量因素包括動態變化的拓樸、不固定的網路鏈結、頻道安全、有限的頻寬以及電量消耗

的控制...等等，目前已經有許多關於 MANETs 的路由協定被提出，例如：Ad hoc On-demand Distance Vector (AODV) [12]、Dynamic Source Routing (DSR) [8]、Location-Aided Routing (LAR) [9]、Zone Routing Protocol (ZRP) [6]。

然而，對上述幾種扁平及同質性的隨意式網路而言，通常其延展性較差，這表示一般的路由策略的效能會隨著網路範圍加大及節點數的增多而下降得很快[15]。而階層式架構將網路區域切割成數個層級來協助路由，其中最主要的優點在於可以大量減少路由表格的數量，以及有較佳的延展性。例如 Hierarchical State Routing Protocol (HSR) [13]以及 Fisheye State Routing Protocol (FSR) [14]等。

另外，利用地理位置資訊 (Geographic Location Information)來擬定路由策略也已行之有年，很多研究提出了利用地理位置資訊來改進 MANETs 的路由效能。欲利用地理位置資訊來制定路由策略，必須在每一個移動節點都加裝 GPS (Global Positioning System)定位裝置。利用 GPS 定位的相關路由演算法比較常見的有 location-aid routing (LAR) protocol [9]、distance routing effect algorithm for mobility (DREAM) [2]，以及 greedy perimeter stateless routing (GPSR) [10]等。

本文中，我們利用 GPS 來協助定位並且設計 Hierarchical Cell Relay (HCR) 路由策略。HCR

是一個適用於節點密度較高之網路環境的 on-demand 路由策略。其主要概念是利用來源端及目的端之間細胞中的節點來轉傳資料或路徑要求(RREQ)的封包，並經由事先計算及限定封包所經過的路徑，選擇經過某些節點，來達到減少整體網路負擔的目的。

本文各節分配如下：在第二節中討論 MANETs 的相關文獻。第三節描述 HCR 的路由策略並加以討論。第四節提出 HCR 路由策略與相關路由協定比較之模擬數據。最後，第五節為本文的總結。

二、相關研究

LAR [5]利用定位資訊來限制只有某些區域才能氾濫(flooding) RREQ 封包，藉此來減少氾濫區域。LAR scheme 1 定義一個最小之矩形且其邊分別平行於 x 軸及 y 軸，此矩形稱為要求區域(request zone)，包含著來源節點及預期節點所在區域(expected zone)，所謂的預期區域是指來源端節點利用節點速度來推測目的端節點其目前所在區域。然而，此要求區域仍然過大，若是來源端與目的端分別位於要求區域之對角，則氾濫封包仍然會覆蓋整個要求區域。LAR scheme 2 則是考慮與目的端節點之距離。假設來源端節點 S 知道目的端節點 D 之位置為 (X_d, Y_d) 。則節點 S 會計算 (X_d, Y_d) 到它自己之距離(以 $DIST_s$ 表示)，而此距離值將會被包含在節點 S 所發出之 RREQ 中。此 RREQ 內包含了目的端節點 D 之位置座標 (X_d, Y_d) 。當某節點 I 收到從節點 S 送出之 RREQ，此節點 I 將會計算 (X_d, Y_d) 到它自己之距離(以 $DIST_i$ 表示)，同時再加上某一參數 δ ，若 $(DIST_s + \delta \geq DIST_i)$ 則節點 I 將會繼續氾濫此 RREQ 到鄰近節點，且 RREQ 包含了 $DIST_i$ 和 (X_d, Y_d) 之資訊。反之，若 $(DIST_s + \delta \leq DIST_i)$ ，則節點 I 將丟棄此 RREQ。

GPSR[10] 透過邊緣式路由法(Perimeter) 來

解決貪婪式路由法會遇到的問題，貪婪式路由協定主要在傳送封包上著重於尋找最短距離或是最少跳躍數(hop count)之路徑，此種方式亦稱為地理方位傳遞法(geographic forwarding method)，但這種傳遞方式可能會面臨找不到鄰近節點可傳送的缺點，也就是 local maximum 的問題。Perimeter 的目的就是繞過無法傳送的區域，使用前必須先取出網路的連通平面圖(planarization of the graph)，再利用右手定則(the right-hand rule)，將封包以順時針方式傳遞給連通子圖中之鄰近節點，繞過空白的區域後，再換回原本的貪婪式路由法，如此轉傳到目的節點。所以淬取連通平面圖的技巧很重要，如果淬取出來之連通平面圖其連通度過低，就有可能發生封包無法繞過空白區域的情況，或是使得繞路區域過大而造成效能下降。

DREAM [6]係屬於 location dissemination system 位置服務的演算法，此文提出兩個觀點：(1) 距離效應(distance effect)：兩節點距離越遠，預期將來相遇的機率越小。在節點將每一次資訊更新的封包加入 age 參數，用來限定每個封包所傳送距離的遠近。(2) 節點位置資訊的更新頻率(mobility rate)：移動速度快的節點更新頻率較快，移動速率慢的節點則更新頻率較慢，各節點可以依照自己的移動速度調整更新頻率。而相對於鄰近節點，位置較遠的節點的移動所造成的角度比較小，所以對遠距離的節點不需要經常更新它們的位置。節點會省略與距離過遠的節點作位置資訊的交換，以便減少控制封包的產生。

另外，在無線網路中劃分區域來幫助路由策略的例子，有 Du *et al.* 等人提出的 ACR (Adaptive Cell Relay) 路由協定[8]。ACR 協定將整個網路區域切割成許多大小相同的正方形區塊，稱作細胞。其最主要的概念是利用細胞內的節點來傳送封包，並依據不同的網路密度提供不同的路由策略。

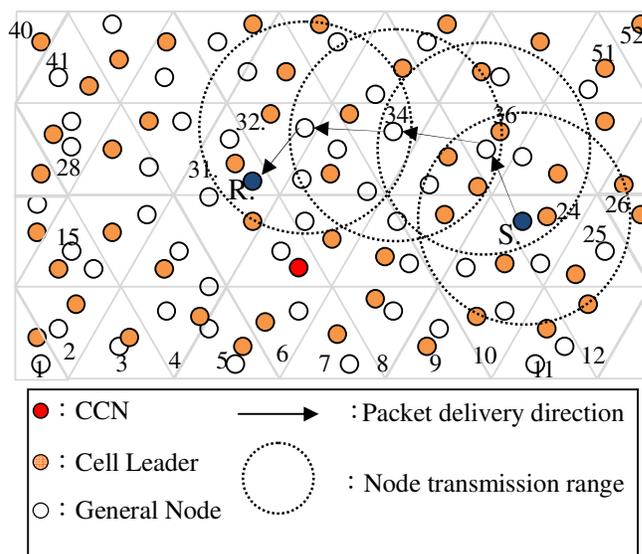
Du *et al.* 等人亦在 [9] 中，提出在異質性 MANETs 網路環境中 multiclass (MC) routing 的運作機制。文中提出將網路中的節點分成兩種類型，一種是具有較大的傳輸範圍、較高的資料傳輸速率、較快的資料處理速度、以及較高的可靠度的節點，稱作 BC-nodes (backbone-capable nodes)；另一種則是能力相對較弱的節點稱為 G-nodes (general nodes)。MC routing 最主要的做法是從 BC-nodes 中選出 B-nodes (backbone nodes) 來處理較多的資料傳輸，且負責與鄰近細胞內的 B-nodes 聯絡；G-node 則只能在細胞區域之內互相通訊。但通常在現實的 MANETs 中，不常有像 B-nodes 這種節點存在，大多數節點能力均相去不遠，所以本文設計的 HCR 路由策略主要是運作在同質性的高密度網路環境當中。

三、HCR 協定

HCR 路由策略的組成包含三大部分。第一個部分是區域的分配。為了更方便管理網路區域中的節點，HCR 協定將整個網路區域劃分成許多相同面積的虛擬正三角形，每個正三角形區域，稱之為細胞，其邊長由網路節點的傳輸半徑 R 來決定。每一個節點均有一個細胞識別碼(Cell ID)，來標示該節點屬於哪一個細胞。第二個部分是階層式架構。我們將網路中的節點分成三種類別，分別為中控節點 (Central Control Node)、細胞領導者 (Cell Leader) 及一般節點 (General Node)，此三種節點將整個網路組成一個三階層的架構。第三個部分為 HCR 之路由策略，我們將在第(四)小節中做詳細的說明。

(一) HCR 之架構組成

本文假設網路區域是一個固定的矩形，且所有的移動節點只會在假設的網路範圍中移動，這在很多的隨意式無線網路中相當常見，例如：軍事戰場、大範圍災難現場或是大型的會議中心等。如圖一，在網路範圍中的每一個細胞都會被



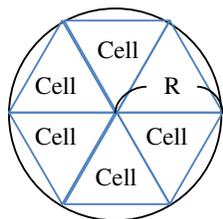
圖一. 節點 S 到節點 R 之路徑示意圖

由左而右、由下至上地標定個別之細胞識別碼，而細胞的大小和邊長則由節點的傳輸半徑 R 所決定，如圖二所示。

HCR 假設網路中所有節點的能力如：傳輸半徑、處理速度等完全相同，並將節點分成三類。不同類的節點所負責的任務不同，由此構成一個三個階層的階層式網路架構。網路區域中的所有移動節點可藉由 GPS 來獲得自己的座標位置，然後會根據給定之參考點(如圖三中之節點 O)來計算其細胞識別碼。細胞識別碼係提供路由時計算路徑所用。

本文中所提及的名詞解釋如下：

1. Cell：細胞；由虛擬的正三角型區域所構成，如圖二。
2. General Node (GN)：一般節點；網路中的所有節點皆具有同樣的傳輸範圍和能力。
3. Cell Leader (CL)：細胞領導者；利用選舉演算法(於第(三)小節中詳細說明)由一般節點中選出，負責收集細胞內一般節點所廣播的資訊，並定期上傳給中控



圖二. 細胞之邊長由節點傳輸半徑 R 所決定

節點。

4. Central Control Node (CCN)：中控節點；於網路中選擇一個固定不動之節點成為中控節點，其負責收集整個網路中所有細胞領導者所上傳的資訊，並且回應細胞領導者所要求的位置資訊。
5. Cell ID：細胞識別碼；每一個細胞都會被指派一個唯一的 ID，在細胞內的每一個節點都會附帶此細胞識別碼。

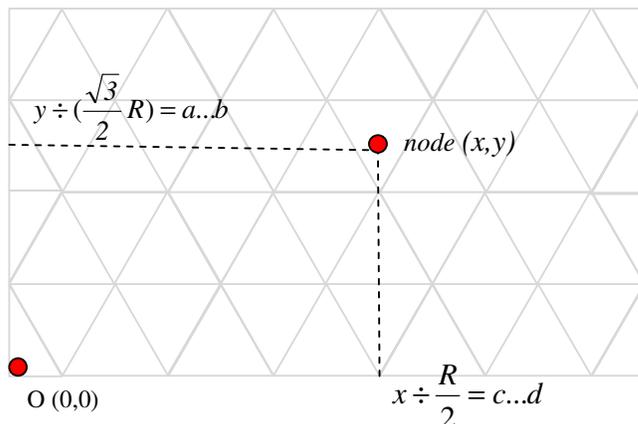
(二) 網路區域的切割

我們假設中控節點存在於一個固定的矩形隨意式無線網路範圍之中，為方便本文中細胞區域之切割，假設此矩形的長、寬分別定為為 mR 及 $\sqrt{3}nR/2$ 之形式(m, n 為大於零之變數)。且中控節點會廣播以下訊息給網路範圍中所有的移動節點：

- (1) 此矩形範圍
- (2) 參考點的座標位置
- (3) 中控節點的座標位置
- (4) 細胞的邊長

當網路中的移動節點收到以上資訊之後，便會根據節點本身從 GPS 所獲得的座標及參考點的座標計算之自己的細胞識別碼。計算的步驟及演算法如下所示：

步驟 1：如圖三，參考點 O 的座標給定為 (0, 0) 而移動節點的座標為 (x, y)，因此節點 (x, y)



圖三. 節點用座標(x, y)來計算其細胞識別碼

會落在第(a+1)列之第(c+1)或是(c+2)細胞內。

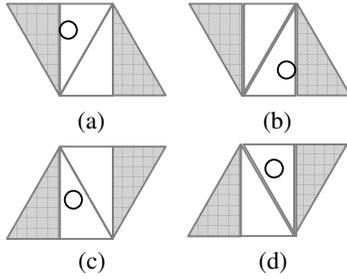
步驟 2：節點 (x, y) 必須計算斜率(以 M 表示)以確定其屬於第(c+1) 或是第(c+2)細胞。若節點 (x, y) 屬於左方的細胞，則斜率 M 會是 $M > \sqrt{3}$ 或 $M > -\sqrt{3}$ ，若節點 (x, y) 屬於右方的細胞，則斜率 M 會是 $M < -\sqrt{3}$ 或 $M < \sqrt{3}$ 。而計算斜率的公式如下所示：

$$M = \frac{y \bmod \left(\frac{\sqrt{3}}{2}R\right)}{x \bmod R} \quad (1)$$

$$\text{令 } N = |(x \bmod R) - R| \quad (2)$$

若 $N > (1/2R)$ ；則 M 為正，若 $N < (1/2R)$ ；則 M 為負。

- (A) M 為正時；在(1)中，若 $M > \sqrt{3}$ 則如圖四之(a)，節點屬於左方的細胞；若 $M < \sqrt{3}$ 則如圖四之(b)，節點屬於右方的細胞。
- (B) M 為負時；在(1)中，若 $M > -\sqrt{3}$ 則如圖四之(c)，節點屬於左方的細胞；若 $M < -\sqrt{3}$ 則如圖四之(d)，節點屬於右方的細胞。



圖四. 用斜率 M 決定細胞識別碼

步驟 3：經過前面兩個步驟，節點 (x, y) 會落在第 $(a+1)$ 列的第 $(c+1)$ 細胞內或是落在第 $(a+1)$ 列的第 $(c+2)$ 細胞內。節點計算其細胞識別碼的步驟如下：

步驟 3.1：計算每一列之細胞個數為 $((2mR/R)+1)$

步驟 3.2：計算 $y \div (\sqrt{3}R/2) = a \dots b$ ，則節點 (x, y) 位於第 $(a+1)$ 列

步驟 3.3：計算 $x \div (R/2) = c \dots d$ ，則節點 (x, y) 位於某一列的第 $(c+1)$ 或是 $(c+2)$ 細胞內

步驟 3.4：

$$\text{令 } a * \left(\frac{mR}{R} * 2 + 1\right) = N \quad (3)$$

在(3)中，經過步驟 2 的計算，若 $M > \sqrt{3}$ 或是 $M > -\sqrt{3}$ ，則節點位於第 $(N + (c+1))$ 細胞內。若 $M < \sqrt{3}$ 或是 $M < -\sqrt{3}$ ，則節點位於第 $(N + (c+2))$ 細胞內。如此即得到該移動節點的細胞識別碼。

(三) 細胞內領導者的選取

當節點取得本身的細胞識別碼之後便開始選取細胞領導者。一開始節點會廣播訊息給鄰近節點去詢問是否有細胞領導者存在。若沒有任何細胞領導者回應此訊息，節點便會選自己當作細胞領導者，反之則上傳其位置資訊給細胞領導者。

若同一細胞內的範圍同時有一個以上的節點選擇自己成為細胞領導者，則在交換訊息之後會由 MAC 位址最小的成為細胞領導者。

細胞領導者每隔一段時間會透過 GPS 系統來取得自己的位置資訊，並定期廣播其位置資訊給同一細胞內的一般節點。若細胞領導者因為移動而離開了原本的細胞區域，則其會停止繼續廣播訊息給之前細胞內的一般節點，並轉變成另外細胞內的一般節點。若一般節點在單位時間內都沒有收到來自細胞領導者的訊息，表示其細胞內的細胞領導者已經消失，則其會根據細胞領導者演算法重新選取一個細胞領導者。細胞領導者演算法如圖五。

```

While node A obtained the Cell ID and without CL
in the Cell
Begin
    node A broadcasts the msg  $\alpha$  to neighbor nodes
    and wait for a period time  $T$ ;
    If no responses from any CL
        then in a period time  $T$ 
            node A choose itself to be the CL and
            broadcast the msg  $\beta$  to neighbor nodes and
            If node A receives the msg  $\beta$  from
            node B
                If MAC A < MAC B
                    node A is CL
                else node B is CL
            Else if node A receives the response message
            from a CL
                node A updates the location information
                to the CL
    End
    Ps: msg  $\alpha$  includes the message to ask for CL, node
    Cell ID
    msg  $\beta$  includes the MAC address, node Cell ID,
    the candidate for CL
    
```

5 圖五. 細胞領導者之選取演算法

(四) HCR 路由演算法

(1) HCR 之路徑搜尋機制

步驟 1：以圖一為例，細胞 24 內之節點 S 想要傳送封包給細胞 31 內之節點 R。節點 S 會先詢問傳輸範圍內鄰近細胞中之細胞領導者(包含自己細胞內之細胞領導者)有無到 R 之路徑資訊。若有，取得路徑資訊後跳過步驟 2 直接到步驟 3；若無，則透過同一細胞內的細胞領導者去向中控節點取得 R 之位置資訊。

步驟 2：當中控節點接收到來自節點 S 所傳送的要求封包後，中控節點會回傳節點 R 之位置資訊給細胞 24 之細胞領導者，細胞 24 之細胞領導者再將節點 R 之位置資訊回傳給節點 S。當節點 S 收到節點 R 之位置資訊後即開始計算到節點 R 的路徑。

步驟 3：節點 S 獲得節點 R 之位置資訊後，節點 S 擁有以下的資訊：

1. 每列有 13 個細胞
2. 節點 S 位於 $24 = 1 \times 13 + 11 \rightarrow$ 第 2 排第 11 個細胞內
3. 節點 R 位於 $31 = 2 \times 13 + 5 \rightarrow$ 第 3 排第 5 個細胞內

步驟 4：開始建立路徑；依據演算法，節點 S 要先到第 3 列，所以節點 S 會發 RREQ 封包給第 $(24 + 13 = 37)$ 細胞以及第 $(24 + 13 - 1 = 36)$ 細胞內的所有節點，其決定中繼節點的方式由單位時間內最晚收到的 RREP 封包來決定。因為細胞識別碼之值 $(36 - 31) < (37 - 31)$ ，表示細胞 36 與節點 R 的距離比較近，所以收到細胞 36 內節點的 RREP 封包時間通常較晚，因此由細胞 36 內的節點繼續轉傳封包。若是沒收到細胞 36 內節點回傳之 RREP 封包，則由細胞 37 內的節點來繼續轉傳 RREQ 封包。

步驟 5：重複步驟 4；細胞 36 內的中繼節點發出 RREQ 封包給細胞 35 及細胞 34 內所有的節

點，等待一段時間後，由收到的 RREP 封包決定要由哪一個細胞內的節點當成中繼節點。直到轉傳至節點 R。當節點 R 收到節點 S 發出的 RREQ 封包後，會沿著送來的路徑回傳 RREP 封包給節點 S 以建立路徑。當路徑建立後，節點 S 就可以開始傳送資料給節點 R，沿途收到封包的節點會將路徑資訊傳給自己細胞內之細胞領導者。

(2) HCR 之路徑維護

由於地形關係或是節點移動可能導致某些細胞內無節點或是節點之間的鏈結中斷，因此需要維護路徑。以下是兩種狀況的處理方式：

狀況 1：細胞內沒有節點導致找不到路徑

以(1)中步驟 4 為例，只有連續兩個細胞內均沒有節點回傳 RREP 封包時，才會找不到路徑，也就是收不到連續兩個細胞內節點的 RREP 封包。在此狀況，節點 S 會先傳遞 RREQ 封包給本身細胞內的其他節點，由其他節點再作一次路徑搜尋。若還是收不到 RREP 封包，則步驟 5 找尋路徑的方式會改成：先往左傳送到細胞 23 及 22 內的節點，再重複同樣的路徑搜尋步驟，直到找到節點 R。

狀況 2：鏈結中斷 (Link Break)

當遇到傳輸過程中鏈結中斷時，以圖一為例，細胞 36 經過細胞 34 到細胞 32，而細胞 34 內的節點因移動而導致鏈結中斷，位於細胞 36 的 upstream node 會先嘗試在 downstream node 的同一細胞，也就是細胞 34 內，再找一個節點來當成中繼節點。若沒找到符合條件的節點，則回到步驟 4，來計算細胞 36 內之節點到細胞 32 內之中繼節點路徑。

四、模擬分析

本文使用 NS-2 為平台來模擬 HCR 協定與 LAR [9]協定之比較，模擬參數如表一所示。模擬的網路區域設為 1000 公尺×500 公尺，區域內有 200 個移動節點，而節點之傳輸半徑為 250 公

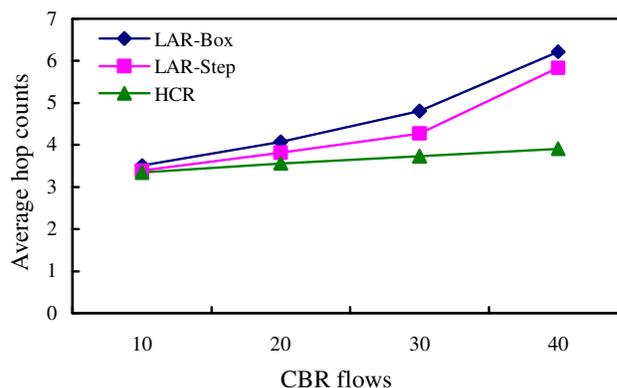
表一. 模擬參數

模擬平台	NS2
模擬時間	300 秒
模擬空間	1000 公尺 x 500 公尺
節點數	200
節點傳輸半徑	250 公尺
最大速度	10 公尺/秒
Pause time	0, 100, 200, 300 秒
CBR flows	10, 20, 30, 40
封包大小	64 bytes
封包傳輸率	4 Kbps
移動模型	Random waypoint

尺。網路區域中節點的移動模式為 random waypoint model [1]。random waypoint model 的移動方式是指網路上的每一個節點先隨機選取一個網路區域中的座標，然後以預先設定的速度移動至目的地，移動完接著便休息一段時間(pause time)，然後再隨機選取下一個座標，重複執行此模式到模擬時間結束為止。模擬之 pause time 定為 0、100、200 以及 300 秒，每個 pause time 產生 5 種不同的網路拓樸。模擬環境中利用 7、13、20 及 25 個 source 分別產生 10、20、30 及 40 條 CBR flows，傳輸的封包大小為 64bytes，封包傳輸速率為每秒 4 個封包。

本文從四個方面比較 HCR 協定及 LAR 協定：平均跳躍數 (average hop count)、封包抵達率(packet delivery ratio)、封包之點對點延遲(end-to-end delay of data packets) 及 control overhead。

平均跳躍數代表每一個來源節點找到目的節點所需要的路徑傳輸跳躍次數。平均跳躍數會影響到整體網路的效能，當每條傳輸路徑跳躍數愈少，表示幫忙轉送的節點數愈少，所表現出來的網路負載就下降，資料的傳送時間也會減少。反之傳輸路徑跳躍數愈多，則網路負載也會上升，較容易造成網路的擁塞。



圖六. 不同 CBR flows 下平均跳躍數之比較

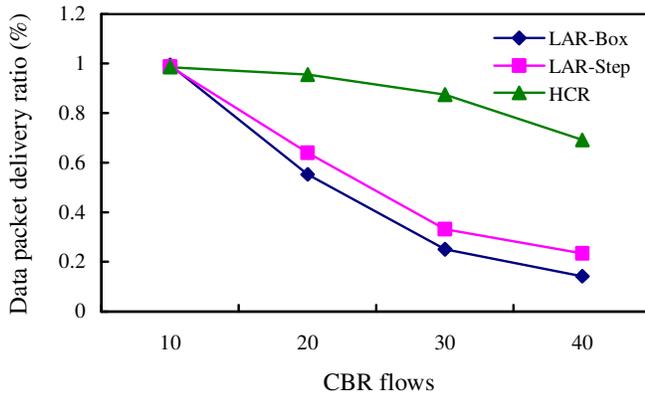
封包抵達率是指抵達目的端節點之封包的比率，即抵達目的端節點之封包總數除以來源端節點所傳送的封包總數。封包之點對點延遲時間包含所有可能事件所引起延遲時間之總和，如路徑搜尋耗用的時間、儲存在 queue 中的時間、節點的處理時間、因 MAC 層引起的重傳延遲時間、廣播以及發送的時間等。Control overhead 表示在模擬期間所傳送的封包個數，包含所有傳送和重傳的 RREQ 及 RREP 封包。

(一) 平均跳躍數

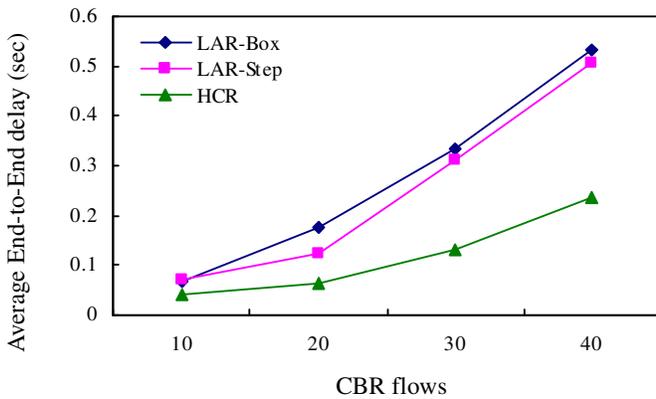
如圖六，模擬結果顯示當 CBR flow 數為 10、20、30 及 40 條時，HCR 協定的平均跳躍數介於 3.3 到 3.9 間，而 LAR 協定之 scheme 1 及 scheme 2 的平均跳躍數則介於 3.5 到 6.2 之間。HCR 協定之平均跳躍數明顯低於 LAR 協定的跳躍數。

(二) 封包抵達率

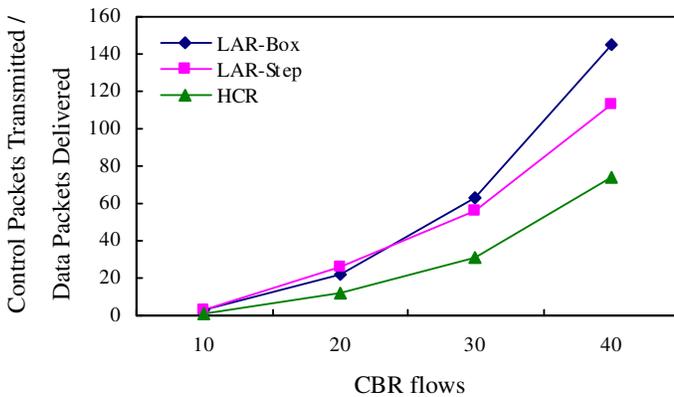
圖七顯示出在不同的 CBR flow 下，HCR 協定與 LAR 協定的封包抵達率。圖七中 LAR-Box 表示 LAR scheme 1 而 LAR-Step 則表示 LAR scheme 2。當 CBR flow 為 10 的時候，HCR 協定與 LAR 協定的封包抵達率均接近 100%，而隨著 CBR flow 的增加，LAR 協定由於過多的封包在來源端和目的端之間遭到丟棄，再加上廣播的封包過多而造成



圖七. 不同 CBR flows 下之封包抵達率



圖八. 不同 CBR flows 下之封包點對點延遲



圖九. 不同 CBR flows 下之 Control overhead

成網路的壅塞，導致LAR協定的封包抵達率比HCR協定低。

(三) 平均封包之點對點延遲

圖八顯示出在不同的CBR flow下，HCR協定與LAR協定的平均封包點對點延遲。當CBR flow為10時，HCR協定與LAR協定相去不遠。但是，當CBR flow增加時，LAR協定的平均跳躍數會隨之上升，表示LAR協定在尋找路徑上必須轉送更多次的RREQ封包以及花更長的時間來等待回應之RREP封包。從圖八可看出LAR協定的平均封包之點對點延遲比HCR協定要高。

(四) Overhead

圖九顯示在不同的CBR flow下，HCR協定與LAR協定control overhead之比較。HCR協定雖然需要比較多的控制封包來維持細胞領導者與中控節點之間的路徑，但LAR協定則因為較高的平均跳躍數而需要轉傳更多的RREQ封包及資料封包，導致隨著CBR flow的增加，需要轉傳的封包數量上升的更快。圖九顯示在不同的CBR flow下，HCR協定的control overhead比LAR協定來得少。

五、結論

本文提出一個適用於高密度網路環境的Hierarchical Cell Relay (HCR)路由策略。此協定有兩個優點，第一：藉由將網路範圍切成許多正三角形的細胞區域來幫助轉傳封包可以有效的減少平均跳躍數(average hop count)，而使得網路的負載降低。第二：每一個節點都能夠各自去計算路徑而不需要都透過細胞領導者來計算路徑，能夠有效的減少細胞領導者的負擔。

模擬結果顯示與LAR相較，HCR協定具有較高的封包抵達率、較低的封包點對點延遲以及較少control overhead的優點。此模擬結果顯示在高網路流量的情況下HCR協定的效能比LAR協

定要好。

六、參考文獻

- [1] J. Broch, D. Maltz, D. Johnson, Y. Hu, and J. Jetcheva, "Multi-hop wireless ad hoc network routing protocols," *Proc. ACM/IEEE Mobicom*, 1998, pp. 85–97.
- [2] S. Basagni, I. Chlamtac, V. R. Syrotiuk, and B. A. Woodward, "A distance routing effect algorithm for mobility (DREAM)," *Proc. ACM/IEEE MobiCom*, Dallas, TX, Aug. 1998, pp. 76–84.
- [3] T. Camp, J. Boleng, B. Williams, L. Wilcox, and W. Navidi, "Performance Comparison of Two Location Based Routing Protocols for Ad Hoc Networks," *Proc. IEEE INFOCOM*, 2002, pp. 1678-1687.
- [4] Xiaojiang Du, Dapeng Wu, "Adaptive cell relay routing protocol for mobile ad hoc networks," *Proc. IEEE Trans. on Vehicular Technology*, Jan. 2006, pp. 278 – 285.
- [5] Xiaojiang Du, Dapeng Wu, Wei Liu, Yuguang Fang, "Multiclass routing and medium access control for heterogeneous mobile ad hoc networks," *Proc. IEEE Trans. on Vehicular Technology*, Jan. 2006, pp. 270 – 277.
- [6] Z. J. Haas and M.R. Pearlman, "The performance of query control schemes for the zone routing protocol," *Proc. IEEE/ACM Trans.*, Aug. 2001, pp. 427–438.
- [7] Tsung-Chuan Huang, Chun-Kai Liao, Chyi-Ren Dow, "Zone-Based Hierarchical Routing in Two-Tier Backbone Ad Hoc Networks," *Proc. International Conference on Communications (ICON) 2004*, vol. 2, Nov. 2004, pp. 650 – 654.
- [8] D. Johnson and D. Maltz, "Dynamic source routing in ad hoc wireless networks," *Proc. Mobile Computing*, T. Imelinsky and H. Korth, Eds., ch. 5, Kluwer Academic Publishers, 1996, pp. 153–181.
- [9] Y. B. Ko and N. H. Vaidya, "Location-aided routing (LAR) in mobile ad hoc networks," *Proc. ACM/IEEE MobiCom.*, Dallas, TX, Aug. 1998, pp. 66–75.
- [10] B. Karp and H. T. Kung, "GPSR: Greedy perimeter stateless routing for wireless networks," *Proc. ACM/IEEE MobiCom.*, Boston, MA, Aug. 2000, pp. 243–254.
- [11] S. Nanda., R.S. Gray, "Spatial multipath location aided ad hoc routing" *Proc. International Conference on Computer Communications and Networks (ICCCN) 2004*. pp.544-.
- [12] G. Pei, M. Gerla, X. Hong, C. Chiang, "A wireless hierarchical routing protocol with group mobility" *Proc. Wireless Communications and Networking Conference (WCNC)*, New Orleans, LA, 1999, pp. 1538-1542.
- [13] G. Pei, M. Gerla, Tsu-Wei Chen, "Fisheye State Routing: A Routing Scheme for Ad Hoc Wireless Networks," *Proc. IEEE International Conference on Communications (ICC) 2000*, New Orleans, LA, Jun. 2000, pp. 70 -74.
- [14] C. Siva Ram Murthy, B. S. Manoj, "Ad Hoc Wireless Networks Architectures and Protocols," Publishing as Prentice Hall Professional Technical Reference, 2004.
- [15] K. Xu, X. Hong, and M. Gerla, "An ad hoc network with mobile backbones," *Proc. IEEE*

International Conference on Communications (ICC) 2002, vol. 5, New York, NY, Apr. 2002, pp. 3138–3143.

- [16] Xiaojing Xiang, Zehua Zhou, Xin Wang, “Robust and Scalable Geographic Multicast

Protocol for Mobile Ad-hoc Networks,” *Proc. INFOCOM*. Anchorage, AK, USA , 2007, pp. 2301 – 2305