

耐延遲網路下訊息傳遞延遲時間之變異分析與路由方法

陳大猷

國立中央大學 通訊工程學系

995203011@cc.ncu.edu.tw

胡誌麟*

國立中央大學 通訊工程學系

clhu@ce.ncu.edu.tw

摘要

在耐延遲網路下由於節點密度稀疏及傳輸距離等限制，網路拓撲往往是破碎不連通的，大部份的時間中，節點間並不存在一條點到點的路徑，因此過去諸多使用在行動異質網路下的路由協定並不適合直接應用在耐延遲網路上。本論文的研究首先分析耐延遲網路中資料傳遞延遲時間的變異性，提出可參考的定量分析結果，據以提出一套有效的時間戳記路由機制，此路由方法的設計藉由紀錄節點間廣播的時間戳記控制訊息，讓節點可估測出自身將訊息傳送到其它節點所需的訊息傳遞時間，並且精簡化的控制訊息表示格式能讓整體的控制訊息數量之複雜度抑制在 $O(n)$ ，降低在網路資源缺乏時對訊息傳遞成功率的影響。最後，本研究透過不同的節點移動模型來模擬驗證所提出的時間戳記路由演算機制在訊息到達成功率、訊息傳遞延遲時間與訊息複製數量等三個指標上的表現，並與其它路由協定做比較，模擬結果顯示本論文所提出的路由方法有更佳的訊息到達率，亦能大幅降低訊息複製的數量及傳輸成本。

關鍵詞：訊息傳遞、路由演算法、耐延遲網路

一、簡介

行動隨意網路(Mobile Ad Hoc Network; MANET)的路由設計通常假設環境中任意兩點間至少存在一條點到點的資料路由路徑(end-to-end routing path)，然而這樣的設計前提對於耐延遲網路(Delay/Disruption Tolerant Network; DTN)來說並不切實，因為資料傳輸容易受到節點周圍地形與地物、節點間的障礙物、節點分佈稀疏、節點傳輸距離限制、節點電池的有限電力以及節點本身的高移動性等因素之影響，導致資料遞送的來源端及目的地端之間不保證持續存在有一條固定的資料路由路徑，如此苛刻的網路條件造成分割破碎的網路拓撲，也會使得傳統的路由協定(例如：AODV、DSR 和 OLSR)無法適用。

針對 DTN 環境衍生出的網路資料傳輸問題，依照環境特性與路由設計考量的不同，

耐延遲路由機制可區分為三類：強制性(enforced)、決定性(deterministic)與機會性(opportunistic)路由機制。強制性路由[1][2]會在環境中增加一些可控制移動軌跡的特殊節點(例如 message ferries[1], data mules[2])，利用這些節點來傳送訊息，提升訊息的到達率。決定性路由[3]考量某些特殊環境中節點的移動與相遇對象是可事先得知的(例如，低軌衛星或星球間的通訊情形，節點的移動行為十分規律)，系統可以推算節點在未來的哪些時間點會與哪些節點相遇，因而決定性路由協定將可透過這些已知的資訊來計算出訊息傳送的路徑。最後，機會性路由認為大多數耐延遲網路中節點移動行為¹是無法預知的，只能透過節點彼此間機會性或偶然的相遇來傳遞訊息，因此，許多機會性路由協定(例如 Greedy[5]和 PROPHET[6])會參考節點過去的移動紀錄和特徵，做出較聰明的路由決策(例如：挑選合適的攜帶節點，而非盲目的複製)，進而達到提升訊息到達率與減少訊息複製數量。

本論文的研究基於幾個不失一般性的假設，包括節點未來的移動行為是未知的，節點對於環境沒有任何的事先知識，節點沒有特殊定位設備(如 GPS)以及環境內沒有特殊節點(如 ferries 或 mules)的情況下，分析機會性路由的應用環境與特性，據以設計一套時間戳記路由機制(Timestamp Routing Scheme; TRS)，TRS 利用節點過去移動行為的歷史資訊，估算節點在過去一段時間內的平均訊息傳遞時間，路由決策將可運用這些時間資訊來決定訊息轉送的時機和目標節點。舉例來說，當節點 N 在移動過程中相遇到另一節點 E，且節點 E 相較於自己對於某一目的端 D 有更低的訊息傳遞時間時，N 將會把訊息轉交給 E，由 E 接手傳遞的任務，以期能有較高的機會以更短的時間把訊息送達 D。

本研究之執行步驟和成果簡述如下：

- 探討不同路由模型對於訊息遞送時間的影響，並證明在某些條件下，兩節點的訊息傳遞時間具有對稱性。

¹研究[4]說明節點的移動行為並非完全隨機。譬如，人類移動具有相當程度的規律性及歷史性。

*國科會專題研究計畫 NSC100-2221-E-008-085-MY3; NSC 101-2420-H-004-006-MY3

- 設計 TRS 的控制訊息格式與運作規則，使節點可估測自身將訊息遞送給其它節點的傳遞時間，並考量路由協定的延展性(Scalability)設計，將控制訊息的訊息量複雜度抑制在 $O(n)$ 之內。
- 考量到實際的耐延遲網路中節點具有的頻寬與儲存空間相當有限，設計對應的路由策略(包括有傳送佇列排序、複製對象篩選、儲存空間管理等)，有效地緩和訊息到達率受到相關資源耗損的影響。
- 透過不同的車載路徑移動、災難區域節點移動以及人類行徑移動模型，模擬驗證 TRS 在訊息到達率、訊息傳遞延遲時間以及訊息複製數量三個效能指標上的表現，並與其它幾個典型的耐延遲路由協定做比較，結果顯示 TRS 有較好的訊息到達率、並大幅減少訊息複製數量與傳輸成本。

本文的章節編排如下：第二章為背景知識，第三章分析路由模型對於訊息傳遞時間的影響，第四章說明 TRS 控制訊息格式與運作方法，第五章描述 TRS 路由策略，第六章說明模擬設計與實驗結果，第七章為結論。

二、背景知識

文獻把梳[7]顯示大多數耐延遲路由機制採用機會性路由模型，而當中多數的路由協定是以訊息複製(replica)方式增加網路內訊息副本數量，以提升訊息到達率並降低訊息傳送的延遲時間。舉最具代表性的 Epidemic[8]路由協定為例，當帶有訊息 m 的節點 A 與節點 B 相遇時，只要 B 的儲存空間內沒有 m ，A 便會把 m 複製給 B；此類方式如傳染病一樣，可快速的將訊息散佈至整個網路，不過當節點的頻寬或儲存空間不足時，Epidemic 路由方式卻無法維持良好的訊息到達率。文獻[9]提出著名的 Spray and Wait 路由方式，透過限制訊息的複製數量上限來解決 Epidemic 副本數量過多的問題。Spray and Wait 的作法會以 binary 方式散播總共 M 個訊息，在傳遞出去的訊息上註記 $M/2$ 的訊息 token 數，攜帶此 $M/2$ 個訊息的節點會再送出 $M/4$ 給相遇的節點，以此類推，當節點剩餘的 token 數等於 1 時，節點便不再複製此訊息直到遇到目的地節點。

相較於直接限制訊息的副本數量，Utility-/Delegation-based 路由協定藉由合適性指標(Utility function)，判斷節點對於某份訊息的遞送能力及接收端的合適程度，只將訊息複製給 utility 較好的節點，避免盲目的複製方式(Blind replication)。文獻[5]以 Greedy 方式計算每一節點 N 在過去與其它節點的累計相遇次

數做為合適性指標，當 N 對於目的端 D 有較多的相遇次數，代表 N 未來會遇見 D 的機率越高，因此所對應的合適度越高；但是當 D 並非是 N 將來會直接相遇的節點時²，Greedy 合適性指標便無法提供有用的訊息。

文獻 PROPHET[6]透過轉移(Transitivity)的方法，讓節點的合適性指標所反映出來的數值不再受限於相鄰節點，作法上 PROPHET 透過更新(update)、轉移(transition)與老化(aging)三個特性來計算節點的合適性。首先，當兩節點 A 和 B 相遇時，會進行更新程序，提升 A 和 B 間的傳送到達率 $P(a,b)$ ：

$$P(a,b) = P(a,b)_{old} + (1 - P(a,b)_{old}) \times P_{init},$$

P_{init} 為一個常數， $P_{init} \in (0,1]$ ，且 $P(a,b) \in [0,1]$ ，當兩點的相遇頻率越高則 $P(a,b)$ 的值越接近 1；若兩點長時間未相遇， $P(a,b)$ 會因老化機制而降低，每一個周期之後 $P(a,b)$ 便會衰減一次：

$$P(a,b) = P(a,b) \times \gamma,$$

$\gamma \in (0,1)$ 為衰減常數。若節點 A 和 B 經常相遇，節點 B 和 C 亦經常相遇時，即便節點 A 和 C 不會直接相遇，A 仍能透過 B 將訊息傳遞給 C，因此 PROPHET 透過轉移的方式使合適度指標不再受限於相鄰節點；轉移的計算方法如下：

$$P(a,c) = P(a,c)_{old} + (1 - P(a,c)_{old}) P(a,b) P(b,c) \times \beta,$$

$\beta \in [0,1]$ ，因此當 $P(a,b)$ 與 $P(b,c)$ 有較高的值時， $P(a,c)$ 的值可經由轉移而提升。

Greedy 與 PROPHET 透過合適度指標篩選訊息的複製對象，只有當相遇節點的合適度高於自身時，才會將訊息進行複製或轉送。文獻[10]進一步探討合適度門檻值的設計讓篩選的條件更加嚴格，並在複製後將門檻值提升為接收節點的合適度；因此[10]所提出的 Delegation forwarding 的複製條件比 Greedy 與 PROPHET 更為嚴苛以減少訊息複製的數量。

另一方面，文獻[11]著重於訊息傳送佇列的排序與儲存空間的管理，以解決節點內頻寬與儲存空間有限的問題，所提出的 MaxProp 路由方法能將節點的相遇頻率轉化為傳遞成本(Cost)：每當節點与其它節點相遇時，優先傳送成本較小的訊息，而儲存空間不足時，優先刪除傳送成本較高的訊息，同時 MaxProp 也會優先傳送佇列中 hop 數小於門檻值的訊息，而刪除時則是優先刪除 hop 數高於門檻值的訊息，以避免較不具效益的成本支出。

² 此類方法把將來會相遇的節點稱為潛在性的相鄰的節點

三、訊息傳遞時間之分析

本章節的編排如下：3.1 節說明路由模型對於訊息傳遞時間的影響，3.2 節描述系統架構與訊息傳遞時間定量化分析，並於 3.3 節證明訊息傳遞時間的對稱性。

(一) 路由模型對訊息傳遞時間的影響

首先分別以 Direct transmission (DT)與 Epidemic 路由模型，說明不同路由模型對訊息傳遞時間的影響。

- Direct transmission：節點不會進行額外的訊息複製或轉送，當來源節點遇見目的端時，才會將訊息傳遞給目的端。
- Epidemic：節點透過 Flooding 和廣播的方式散佈訊息，讓訊息透過所有可能的路徑送往目的端。

由於 DT 路由模型無法將訊息送達至非相鄰節點的目的端，若使用此模型來估算最小訊息傳遞時間並做為合適度指標，則該指標只能提供相鄰節點的資訊，當訊息的目的節點為非相鄰節點時，便無法提供可參考的資訊。相對而言，Epidemic 訊息傳遞方式並不限於相鄰節點，這樣的特性較能符合耐延遲網路環境的應用；因此本章節基於最具代表性的 Epidemic 路由模型進行合適度指標的估算，推演在耐延遲網路下訊息傳遞時間的量化算式，並據以提出幾點具一般性的重要特徵。

特徵一：系統內平均訊息傳遞時間與相鄰節點之間的相遇時間間隔(Inter-meeting time；IMT)有關，當兩相鄰節點的相遇時間間隔越短時，訊息的遞送時間也會越短。經由文獻研析[12][13]觀察到 IMT aggregation 呈現 truncated power-law 分佈[12]，在某個時間點後，後半部(tail)呈現指數性的衰減特徵(Exponential decay)[13]，文獻[14]觀察到個別的相遇時間間隔(Individual IMT)亦接近 Exponential 分佈。因此，近期的相關研究[15]多採用 IMT 為 Exponential 分佈，而本章節後續的內容也將基於此一般性的假定推導之。

特徵二：DT 路由模型中相鄰節點之間的相遇時間間隔具有對稱性(Symmetry)，亦即節點 A 遇見節點 B 的頻率 λ_{ab} 相等於節點 B 遇見節點 A 的頻率 λ_{ba} ，因此可以直接推論得知，在 DT 路由模型下節點 A 將訊息傳遞至節點 B 與節點 B 將訊息傳遞至節點 A 所要花費的平均遞送時間是相等的。

特徵三：Epidemic 路由模型亦具有訊息傳遞時間的對稱性；第三小節內容將證明此特徵。

(二) 訊息傳遞時間定量化

首先將耐延遲網路中的節點關係轉化為無向圖(Undirected graph) $G(V, E)$ ：每個點 V_n 代表網路中一節點，對於網路中的任兩相鄰節點 A 和 B，對應的點 V_A 與 V_B 之間存在一條邊 $E(V_A, V_B)$ ，邊上的花費(cost)則為 A 和 B 兩節點的平均相遇間隔時間(IMT)。

由於 Epidemic 路由模型以 flooding 的方式在網路內傳送訊息，因此訊息的來源節點與目的節點之間的所有簡單路徑(simple paths)都會影響到訊息傳遞時間的計算。假設兩節點 i 和 j 之間存在有 k 條簡單路徑並包含 m 個邊，則每條路徑的訊息傳遞時間均分別以一個隨機變數 $\{p_1, \dots, p_k\}$ 表示，而節點 i 和 j 間的訊息傳遞時間 W 即為這些隨機變數所組合而成的一個新隨機變數 $W = \min(p_1, \dots, p_k)$ ，且 W 的累積分佈函數(CDF)為：

$$F_w(t) = 1 - P(P_1 > t, P_2 > t, \dots, P_k > t).$$

訊息在 t 時間之內經由這 k 條路徑送達到目的端的機率(總和 1 扣除 k 條路徑花費時間皆大於 t 的機率)。

若要求得 W 值，首先要計算出 k 條路徑的聯合積率分佈，表示為：

$$f_P(p_1, \dots, p_k)$$

假設每個節點相遇事件是獨立的，且兩相鄰節點的相遇時間間隔符合 Exponential 分佈，計算時可以先求出邊的聯合積率分佈，表示為：

$$f_E(e_1, \dots, e_m)$$

接著採用 Jacobians 多變量轉換法則(Multivariable transformations)推演得到路徑的聯合機率分佈。(由於受限於文章篇幅，本文省略繁複的推導過程)，以下用一個簡例來說明計算步驟：若兩點間存在有 m 條路徑與 m 個邊，每條路徑由一到多的邊組合而成，則每一條路徑 p_i 可透過矩陣 A 以邊的形式來表示：

$$p_i = a_i(e_1, \dots, e_m)$$

反之，每一個邊可透過 A 的反矩陣 B 以路徑的形式來表示：

$$e_i = b_i(p_1, \dots, p_m)$$

最後，利用 Jacobians 多變量轉換求出路徑的聯合機率分佈：

$$f_P(p_1, \dots, p_m) = f_E(b_1(p_1, \dots, p_m), \dots, b_m(p_1, \dots, p_m)) \times |\det J|, \text{ s.t. } J = (\partial e_i / \partial p_j).$$

(三) Epidemic 路由之對稱性證明

以下證明在 Epidemic 的路由模型下，平均訊息傳遞時間仍然具有對稱性。

假設節點 S 與節點 D 之間存在 k 條簡單路徑 $P_1, P_2, \dots, P_k$ ，則同時也存在 k 條由 D 通往 S 的簡單路徑 $R_1, R_2, \dots, R_k$ 並且 $R_1, R_2, \dots, R_k$ 為 $P_1, P_2, \dots, P_k$ 的反向路徑(譬如路徑 P_i 行經 $S \rightarrow B \rightarrow C \rightarrow D$ 則 R_i 為 $D \rightarrow C \rightarrow B \rightarrow S$)。

根據上述的 Jacobians 多變量轉換法，可透過矩陣 H 將 S 到 D 之間的所有簡單路徑以邊的形式表示：

$$p_i = h_i(e_i, \dots, e_k)$$

同理，由 D 通往 S 的簡單路徑可透過矩陣 U 以邊的形式表示：

$$r_i = u_i(e_i, \dots, e_k)$$

因為 r_i 為 p_i 的反向路徑，當 p_i 包含邊 e_j 時， r_i 必定也包含邊 e_j 。因此矩陣 G 和 U 相等(equivalent)，當反矩陣 B 存在時，可算出：

$$\begin{aligned} f_P(p_1, \dots, p_m) &= f_R(r_1, \dots, r_k) \\ &= f_E(b_1(p_1, \dots, p_k), \dots, b_k(p_1, \dots, p_k)) \times |\det J| \\ &= f_E(b_1(r_1, \dots, r_k), \dots, b_k(r_1, \dots, r_k)) \times |\det J|. \end{aligned}$$

上式顯示 $P_1, P_2, \dots, P_k$ 的聯合機率分佈與 $R_1, R_2, \dots, R_k$ 的聯合機率分佈會是相同，亦即由 S 遞送訊息至 D 與由 D 遞送訊息至 S 兩者的遞送時間機率分佈是相同的。因此，在相鄰節點的 IMT 為 Exponential 分佈的條件之下，若每個相遇事件為獨立事件，則 Epidemic 路由的訊息傳遞時間具有對稱性之性質。對於以上結果，第六章將再以模擬結果佐證之。

四、時間戳記表示法

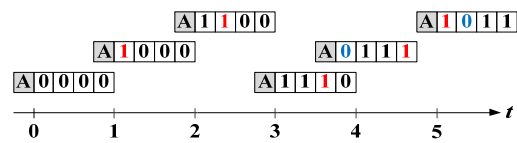
本章節根據第三章的分析結果，提出一套時間戳記路由機制(以下簡稱 TRS)，此機制採用平均訊息傳遞時間做為合適度指標，讓節點可憑藉過去所估測的訊息傳遞時間，推測其未來可將訊息送達目的端的機率。本章節的編排：4.1 節描述 TRS 的“timestamp³”時間戳記的控制訊息格式；4.2 節說明控制訊息的處理；4.3 節說明以戳記資料進行訊息傳遞時間的估測方法；4.4 節說明控制訊息量精簡化之設計。

³ 本文後續將以“時間戳記”或“戳記”表示為了量測訊息傳遞時間所發送的估測訊息，以避免詞彙混淆並方便說明。

(一) 控制訊息格式

TRS 的設計基於耐延遲網路下行動節點利用廣播的方式(broadcasting)進行資料傳輸之特性，每個節點可定期廣播估測訊息(時間戳記資料)，並在收到其它節點的估測訊息時，計算該估測訊息從送出至今所經過的時間，並依據遞送時間對稱性的特性，反推自身傳遞訊息至其它節點需要經過的時間。另外，為了避免環境中大量的節點同一時間廣播估測訊息造成過度耗費網路資源(頻寬與儲存空間)及可能影響到其他一般資料訊息的傳送，TRS 會以交換控制訊息的方式來傳送執行估測所需要的資訊，以較低的訊息成本求得平均訊息傳遞時間。

TRS 估測遞送時間時，需要兩種基本的資訊<戳記的來源節點，戳記的產生時間>；對此，TRS 控制訊息可由兩個簡單欄位組成：第一個欄位記錄戳記的來源端代碼，第二個欄位為一組二元字串(binary string)紀錄戳記的狀態。系統內每一節點會週期性地產生戳記並與其他節點交換戳記資訊，節點會依照戳記產生的順序，把資訊登錄在控制訊息的二元字串內對應的位置。設計上，二元字串由 L 個位元所組成，每個位元都表示一個戳記的狀態，當某一位元值為零時，表示此位元所代表的戳記尚未登錄在這個節點上，若當節點收到第 x 個產生的戳記時，會將此戳記登錄在第 $i = (x \bmod L)$ 個位元的位置；舉例來說，當 L 值為 8 時，位置 1 的位元將用來表示節點所產生的第 1, 9, 17, ..., (8m+1) 個戳記。在後續文章中，我們將以符號 $S_n(k)$ 表示來源節點為 n 的二元字串內第 k 個位元的數值(0 或 1)。



圖一：控制訊息的更新 ($L=4, T_i=1, T_f=3$)

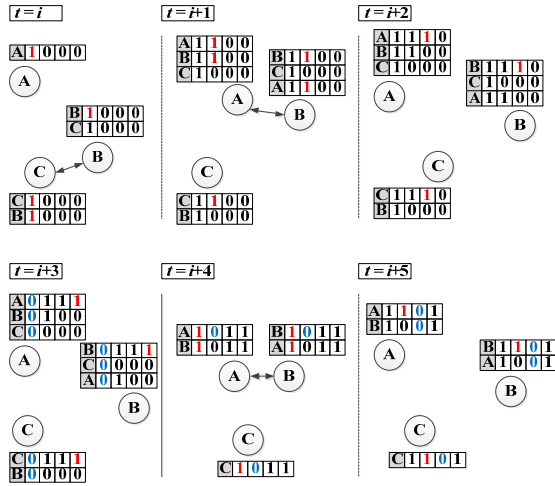
(二) 週期性控制訊息的處理：更新和交換

每經過一段戳記產生時間間隔 stamp generation interval (T_i)，系統內每一個節點會週期性地同步產生新的戳記，並更新控制訊息中對應此次戳記的位元值由零改为一。舉例來說，如圖一所示(二元字串長度 $L=4$)，當時間點 $t=3$ 時，字串為 1110，不過，注意到當 $t=5$ 時字串為 1011，因為，當經歷 L 的時間單位後，便會由回到字串的第一個位元開始更改。對此，為了讓新產生的戳記與先前的戳記有所區隔(避免記錄在同一個位置造成混淆)，每個戳記有其固定的戳記生命期 stamp life time

(T_i)，當存活時間結束後，字串中代表此戳記的位元便會由一更改為零，簡稱為歸零，如圖一所示，當 $t=3 \rightarrow 4$ 時，字串由 1110 $\rightarrow$ 0111。因此，TSR 將可根據以下列的關係式表示字串長度 L 、戳記產生週期 T_i 和戳記生命期 T_l 的對應關係：

$$L = \frac{T_l}{T_i} + 1.$$

再者，節點彼此相遇時會交換彼此擁有的戳記資訊，圖二說明節點相遇並交換戳記訊息的過程，當節點 i 擁有節點 j 所沒有的戳記時，節點 j 就會新增此戳記至自己的控制訊息中；換句話說，當節點 i 擁有節點 n 的戳記且 $S_n(k)$ 值為 1，而節點 j 沒有來源端為 n 的戳記或是 $S_n(k)$ 值為 0 時，節點 j 會將 $S_n(k)$ 值更新為 1，這相當於節點 j 從節點 i 收到節點 n 發出以第 k 個位元所表示的戳記。



圖二：控制訊息的交換 ($L=4$, $T_i=1$, $T_l=3$)

(三) 訊息傳遞延遲時間之估算

根據戳記週期性更新與戳記交換的設計，當節點收到新的戳記後，可透過目前當下的時間和戳記產生時間之間的時間差，得到這個戳記由來源端傳遞至此所花費的遞送延遲時間。舉例來說（以圖二 $t=i+1$ 時間點為例），當節點 A 和節點 B 相遇時，節點 A 經由 B 收到來自 C 的戳記 1000，此時節點 A 當下的時間戳記為 1100，與 C 的戳記 1000 相比，中間的時間差為一個戳記更新時間間隔，這表示由節點 C 傳遞訊息至節點 A 需要經歷的遞送延遲時間(delivery delay; ΔT_D)。隨著時間經過，節點 A 可利用漸進的方式來更新與節點 C 之間傳遞延遲時間之估計值($D_{A,C}^A$)：

$$D_{A,C} = (1-\alpha) \times D_{A,C}^{old} + \alpha \times \Delta T_D, \quad 0 < \alpha \leq 1.$$

在穩定的環境中適用較小的 α 值，反之在動態變化的環境下，調高 α 值較能反映當下的延遲時間變化。

另一方面，此估測方法仍須注意節點已記錄的戳記之生命期限與更新戳記的接收情況。當某個戳記的生命期即將結束時，倘若節點仍然未能再次收到相同來源的更新戳記，則節點為了維持訊息傳遞時間估計值的精準性，會將甫經歷的戳記生命期視為此一尚未到達的戳記所至少需要花費的傳遞時間，並以下列算式更新節點本身與此戳記來源節點之間的傳遞時間估計值：

$$D_{A,C} = (1-\alpha) \times D_{A,C}^{old} + \alpha \times T_l, \quad 0 < \alpha \leq 1.$$

(四) 控制訊息之精簡化

由於戳記內二元字串記錄的數值序列之產生具有時間連續性的特性，二元字串並不會出現 0 和 1 互相交錯的情形，因此，戳記訊息交換具有下述的性徵：

特徵四：當節點 i 所攜帶的二元字串中最新戳記位元的序號為 y ，且尚未歸零的最舊戳記位元的序號為 x 時，只要節點 i 直接或間接收到節點 j 的戳記，節點 i 即可擁有來自節點 j 序號為 x 至 y 之間的所有戳記。

證明：令節點 j 產生一個新的戳記其最新的序號為 z ，當其它節點從節點 j 獲得此戳記時，也會一併獲得其它序號小於 z 且尚未過期的戳記資料；依此類推，任何一個節點不論是直接或是間取得節點 j 序號為 z 的戳記時，必會一併獲得其它序號小於 z 且尚未過期的標籤。又因為戳記控制訊息內二元字串的處理會產生連續 1^+ 或連續 0^+ 的組合，並不會有零和一位元互相交錯的情形，因此任何節點所攜帶的戳記位元具有連續性序列的特性。□

基於上述的性質，我們將有機會更加精簡化 4.1 節所提出的控制訊息格式，並降低控制訊息的訊息量複雜度；以下說明控制訊息精簡化的作法。由於戳記內容的產生具有連續，節點所交換的控制訊息不需傳送整個字串，只需傳遞每一字串中目前最新的戳記序號便可告知相遇的節點目前所攜帶的字串中包含那些戳記。舉例來說（以圖一 $t=3$ 時間點為例，位元字串為：1110），若節點 A 遇到其他節點時，只需告知目前本身最新的戳記位元序號為 3，由於各個節點是以同步週期的方式更新戳記，因此相遇的節點可透過本身的戳記知道目前最舊且尚未歸零的位元序號為 1，接著判斷出節點 A 攜帶的戳記是在 1、2、3；而在 $t=5$ 時，節點 A 只需告知目前最新的

戳記序號為 1，相遇節點可透過本身的戳記知道目前最舊且尚未過期的戳記位元序號為 3，從而判斷出節點 A 目前攜帶的有效戳記序號是 3、4、1。

精簡化後，控制訊息中表示戳記狀態之字串所需付出的訊息量可以大幅度降低，由於精簡化後的格式只需要記錄最新的戳記序號，因此，原本需要用 L 個位元表示的字串在精簡化後只需要 $\log_2 L$ 個位元便可表示，換言之，記錄戳記狀態所需花費的訊息量複雜度由線性成長降低為次線性成長。

五、時間戳記路由機制之設計與策略

本章節說明 TRS 機制可透過篩選複製對象、傳送佇列排序以及儲存空間管理等方法，促使該機制在有限的資源限制下，仍舊可以維持在訊息到達率、傳遞延遲時間以及副本數量等指標效能上的良好表現。

(一) 篩選複製對象

依照以下三個基本的判斷策略和程序，節點可以適時地參考相遇節點所提供的合適性指標，判斷是否要將預定送往某一目的端的訊息放入傳送佇列，或轉送給相遇的節點。

1. 當相遇節點比自己更適合攜帶此訊息

如同大多數的 Utility-based 路由協定的做法[9][10]，節點首先會比較自身與相遇節點的合適性指標（遞送延遲時間），如果相遇節點送訊息到目的端之遞送時間高於自己，則不將此訊息放入傳送佇列中。

2. 當相遇節點是到目前為止最佳的攜帶者

參照第二章對 Delegation forwarding 的敘述，每當相遇節點的合適度高於門檻值時，訊息才會被複製給相遇節點，門檻值也隨之調高為相遇節點的合適度。因此，逐步調升的合適度門檻值，其實也可以用來表示對某一訊息的複製紀錄中，截至目前為止最高的合適度。

TRS 機制參考合適性門檻值的使用方式，進一步提出訊息分類方式：做法上，節點依照過去的訊息複製情形，將目前持有的訊息分為兩類：轉送(Relay)狀態及攜帶(Carry)狀態。當一個訊息被標定為攜帶狀態時，此節點認定自己是此訊息的最佳攜帶者，相對的，轉送狀態則表示此節點早先已經把此訊息複製過給其他更適合的節點。而當節點產生或接收一個新訊息時，訊息先會設定為攜帶狀態，以後當節點將訊息複製給另外的節點，此訊息則更改為轉送狀態。若兩個相遇節點

恰好攜帶同一份訊息，且各自的訊息狀態皆標示為攜帶狀態時，合適度相對較差的節點須將訊息狀態更改為轉送狀態。

特別說明，TRS 機制中轉送狀態的訊息運作方式與 Delegation forwarding 的做法相同，也就是說只有當相遇節點之合適度高於該訊息的門檻值時才會再修改和調高此訊息的門檻值。不同的是，當節點身上的訊息屬於攜帶狀態時，節點認定自己是此訊息的最佳攜帶者，爾後當節點的合適性可能隨著環境、時間或資源的動態變化而有改變時，節點也會動態地調整訊息的合適度門檻值，讓節點更準確地作出傳送決策。

3. 當相遇節點比相鄰節點更適合攜帶此訊息

當節點把最近相遇到的節點(亦稱為相鄰節點)也一併納入考量時，若當下遇到的節點對於將此訊息傳送到目的端所需的傳遞時間高過於相鄰節點的傳遞時間平均值，則代表節點近期將很有機會再遇到其它更適合的攜帶者，如此，節點將可繼續攜帶此訊息、不另再多複製封包。做法上，TRS 機制讓每個節點維護一個紀錄表 N ，記錄近期時間內所遇到的節點與系統內每個節點的平均訊息傳遞時間。之後，每當節點與相遇節點交換彼此的傳遞時間估測資訊(U)，節點會依照下列的算式來更新記錄表內的數值，並據以得到相鄰節點對於該訊息的平均傳遞時間。

$$N = (1 - \beta) \times N^{old} + \beta \times U, \quad 0 < \beta \leq 1.$$

(二) 傳送佇列排序機制

耐延遲網路環境中節點無法事前掌握每次機會性或偶遇的連線傳輸品質和持續時間，也因此無法預計將會送出多少的訊息量。因此節點必須依照當下相遇節點的能力以及對於不同訊息目的地端的傳遞時間估測資訊，即時地排序暫放在傳送佇列內的訊息，以期能有效率的傳遞訊息。而當相遇節點對於某個目的端的訊息傳遞時間越短時，該點將有機會以更快速地將訊息送達目的端。TRS 與 Maxprop 路由協定採用相同的 ACK 回覆方式[11]，目的端收到訊息後會發出 ACK 訊息，由於 ACK 的訊息量小，散佈速度快，可快速通知系統內其它節點刪除此訊息，將節點的網路資源和儲存空間分配給其它訊息，進而提升訊息的到達率與降低訊息的延遲時間。

(三) 儲存空間管理

為避免因儲存空間不足而刪除訊息所造成訊息到達率下降的負面影響，TRS 在刪除訊息時會避免下列兩種情形：欲刪除的訊息為

網路上的最後一份副本，以及該節點本身是此訊息的最佳攜帶者。對此，TRS 採用一個簡單卻有效的刪除策略：參考節點本身能力和該訊息過去的複製情形，優先刪除門檻值(訊息傳遞時間)低於自身合適度的訊息。

針對節點儲存空間內的所有訊息集合 $M = \{m_1, \dots, m_n\}$ ，節點可以估算從自己到每個訊息目的端的傳遞時間 $D_{m_1}, \dots, D_{m_n}$ 以及每個訊息的門檻值 $\delta_{m_1}, \dots, \delta_{m_n}$ 。藉由 D_{m_i} 和 δ_{m_i} 的數值差異 $\Delta_{m_i} = D_{m_i} - \delta_{m_i}$ (門檻增益值)， Δ_{m_i} 值越大的訊息將優先被刪除，而門檻值 δ_{m_i} 則能反應訊息 m_i 過去的複製情形，越大的 Δ_{m_i} 值越能代表這個訊息過去已經遇到更合適的攜帶節點，若是兩個訊息的 Δ 值相等時，則優先刪除剩餘存活時間較短的訊息。

六、模擬結果與數據分析

(一) 模擬環境

本論文的研究採用 The Opportunistic Network Emulator[16]模擬器進行 TRS 機制的效能模擬和分析，觀察 TRS 機制在三種不同的節點移動模型下的表現(車載路徑移動、災難情境節點移動與人類行徑模型)，並且比較 TRS 與 Epidemic[8]、Spray and Wait[9]、PRoPHET[6]和 MaxProp[11]等典型的耐延遲路由協定之間的優劣。再者，本論文修改原始的 PRoPHET 協定(後續稱為 PRoPHET*)，讓 PRoPHET*與 TRS 執行相同的路由策略(訊息排序、訊息篩選、儲存空間管理)，以作為 TRS 合適性指標的效能對照組。

表格一列舉不同路由協定使用的參數，在模擬的過程中，節點間的傳輸能力仿效一般藍芽環境的設定為頻寬 2 Mb/s 以及 10 公尺的傳輸距離，每一個訊息的存活時間長度為 24 小時，每次模擬運行的時間為連續 96 小時，在模擬開始後的第 6 至 72 小時期間，系統會依訊息產生頻率來隨機輸入訊息，所有路由協定的目的端在收到訊息後都要回傳 ACK 訊息。

表一：路由協定參數

Routing	Parameter	Value
Spray & Wait	number of message copies	16
	binary mode	True
PRoPHET	seconds in a time unit	30s
	P_{init}	0.75
	transitive parameter β	0.25
	aging constant γ	0.98
MaxProp	ProbSet maximum size	100
Timestamp	stamp life time	24 hours
	stamp generation interval	10 min
	effect parameter α	0.1
	neighboring parameter β	0.1
	gap interval	1

(二) 模擬之移動模型

- 車載路徑移動模型
Vehicular-based Map-driven Model

本實驗直接搭配 The One 模擬器內置的 Helsinki 真實街道地圖來設定節點的移動軌跡。由於 TRS 的基本設計傾向於應用在具有歷史紀錄性質的系統環境中，因此實驗以公車為移動節點，將 100 個節點平均分配到 20 條不同的公車路線(每條路線五個節點)，每個節點的移動範圍限制在 5 km × 3 km 的地圖區域，並且移動速度為每小時 10~40 km。

- 災難情境下節點移動模型
Event-driven, Role-based Mobility in Disaster Recovery Networks

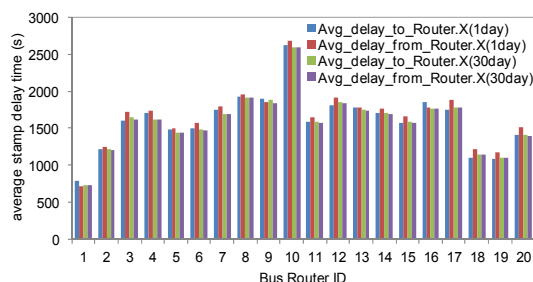
災難回覆網路為耐延遲網路的主要訴求應用之一，文獻[17]考量在災難回覆網路下節點彼此之間的角色差異，提出出一套適合模擬災難回覆網路的節點移動模型，當災難發生時(譬如：水災、火災或地震)，節點會依照所屬的角色做出不同的反應，例如居民會遠離火災的發生地，警車會前往災難發生地點，救護車則會在醫院與災難地點之間不斷的往返。此模擬的過程會在 4 km × 4 km 的區域內產生 4 個災難事件、四座醫院分別位於地圖的四個角落、以及 100 個節點數(70 位居民、10 台救護車和 20 輛警車)，居民的移動速度為 1~4m/s，警車與救護車則為 17~20m/s。

- 人類行徑模型
SLAW: Mobility Model for Human Walks

本實驗參考 SLAW[18]依照實際人類移動行為所提出的可靠模型，模擬 100 個節點在 4 km × 4 km 的地圖範圍內移動的軌跡，地圖內設定有 4000 個 WayPoints (節點的中繼停留點或目的地)，WayPoint Cluster 的範圍為 100 m，每個節點的移動速度 1m/s 以及在 WayPoint 的停留時間為 30 秒~1 小時。

(三) 對稱性檢驗

實驗首先以車載路徑移動模型來驗證戳記的遞送時間是否具有對稱性？實驗結果如圖三所示，藍色長條為某一隨機指定的節點在模擬過程的第一天內傳送戳記給特定路線內的節點所花費的平均遞送時間，紅色長條為該條特定路線內的節點傳送戳記給此特定節點所花費的平均遞送時間，從結果可以清楚地看出兩者花費的時間相當接近，而當模擬時間延長至 30 天時，平均遞送時間的對稱性更加明顯(綠色長條與紫色長條)。



圖三：戳記遞送時間的對稱性

(四) TRS 與 Delegation Forwarding 方法之比較

由於網路與系統的動態變化，節點的合適性指標有需要適時的修正，參照 5.1 章節第二點的說明，TRS 的設計修改了 Delegation forwarding 演算法，當節點的合適性指標發生改變時，節點可以動態地調節合適性門檻值，以提高訊息送達目的地端的機率。此實驗檢視 TRS 和 Delegation forwarding 方法在三種不同模型下的相對表現，實驗結果如圖四所示，首先在車載路徑移動模型中，由於節點(公車)的移動軌跡較為固定，節點的合適性指標變動幅度並不甚大，TRS 提升訊息到達率的效果有限，儘管如此，TRS 的訊息到達率仍然稍微高於 Delegation forwarding 方法。在 SLAW 移動模型中，因為節點會在不同的 Cluster 間移動，節點的合適性指標變動幅度較大，因此適當地調整訊息門檻值即顯得相當關鍵，對比於沒有動態調整機制的 Delegation forwarding 方法，TRS 對合適性門檻值的修正方式能有效的提高訊息到達率約 5~8%，另一方面，在特殊的災難應用情境下，TRS 依舊有較佳的表現；因此，以上的實驗結果顯示 TRS 機制在優於 Delegation forwarding 方法。

(五) 耐延遲路由協定之效能比較

實驗檢視 TRS 與幾套典型的耐延遲路由演算法之效能差異(Epidemic、Spray and Wait、PRoPHET、PRoPHET*和 MaxProp)，圖五、六和七分別表示以上六種路由演算法在車載路徑、災難情境及人類行徑移動模型之下，其訊息到達率受到訊息大小、訊息產生流量大小以及節點儲存空間大小等因素之影響。很清楚地，相較於其它五種路由協定，TRS 機制無論是在訊息產生頻率變快、訊息大小增加或儲存空間減少等情況之下，仍可維持較佳的訊息到達率，這說明 TRS 機制能有效地透過複製對象篩選、傳送佇列排序以及儲存空間管理等方法來改善儲存空間有限等問題；換句話說，TRS 機制能在節點的網路傳輸和儲存空間有限的條件之下，或是在每個訊息能分配到的資源變少的情況之下，其訊息達到率的表現明顯優於其他演算法。

表二：訊息複製數量之比較

	<i>Vehicular</i>	<i>Disaster</i>	<i>SLAW</i>
Epidemic	92.55 %	67.13 %	91.84 %
Spray & Wait	-45.48 %	-29.84 %	-64.58 %
PRoPHET	35.00 %	32.40 %	26.41 %
PRoPHET*	-62.27 %	-37.59 %	-85.21 %
Maxprop	47.68 %	12.49 %	98.68 %
TRS	-67.49 %	-44.60 %	-67.14 %

表三：訊息傳遞延遲之比較

	<i>Vehicular</i>	<i>Disaster</i>	<i>SLAW</i>
Epidemic	-24.09 %	10.24 %	-22.54 %
Spray & Wait	-38.39 %	2.84 %	-31.38 %
PRoPHET	-8.84 %	12.48 %	-8.22 %
PRoPHET*	72.53 %	-2.75 %	55.78 %
Maxprop	34.30 %	-15.26 %	-15.39 %
TRS	-35.50 %	-7.55 %	21.75 %

實驗進一步比較 TRS 和其他路由方法在訊息複製數量和訊息傳遞延遲時間這兩種效能指標上的表現，表二與表三分別條列出各種方法這兩項指標上的平均綜合性數據；以下說明表格中每個欄位的數值之計算方式：

$$P_x = (R_x - R_{avg}) / R_{avg},$$

R_x 為第 X 種路由協定在此該項效能指標的平均值， R_{avg} 為上述六種路由方法在該項指標的平均值。舉例來說，若這六種路由方法的訊息到達率在某移動模型下的平均值 R_{avg} 為 0.8，當某路由方法的訊息到達率 R_x 為 0.4 時，其綜合性比較值 P_x 為 -50%。

表二的數據顯示 TRS 與 PRoPHET*的訊息複製數量皆低於綜合平均值，這代表透過 TRS 所採用的篩選策略的確可以減少訊息的複製數量。因此，當系統環境中行動節點的電力是重要資源時，訊息複製量較少的路由方法可以延緩行動通訊裝置的電力耗損，同時也可延長系統的運作時間。值得注意的是，圖五、六和七的數據也均顯示 TRS 在減少訊息複製數量的同時，並沒有犧牲掉訊息到達率這個最被考慮的效能。

依照表三的數據顯示，TRS 在車載路徑與災難性移動模型下的訊息傳遞延遲時間低於綜合平均值，但在 SLAW 人類行徑模型下的延遲時間卻高於平均值。原因是在於 SLAW 模型的節點會在不同的 WayPoint Cluster 間往返，TRS 的合適性指標因而較難以準確的估測節點未來會相遇的對象，所以當 TRS 產生的訊息數量較少時，同時也稍微拉長了訊息傳遞延遲時間。另一方面，實驗同時也檢視了 TRS 機制的延展性，如同第四章的陳述，TRS 能夠將控制訊息的訊息量複雜度維持在 $O(n)$ ，實驗也同時比較了 TRS 與 PRoPHET*所採行的合適性指標，結果顯示

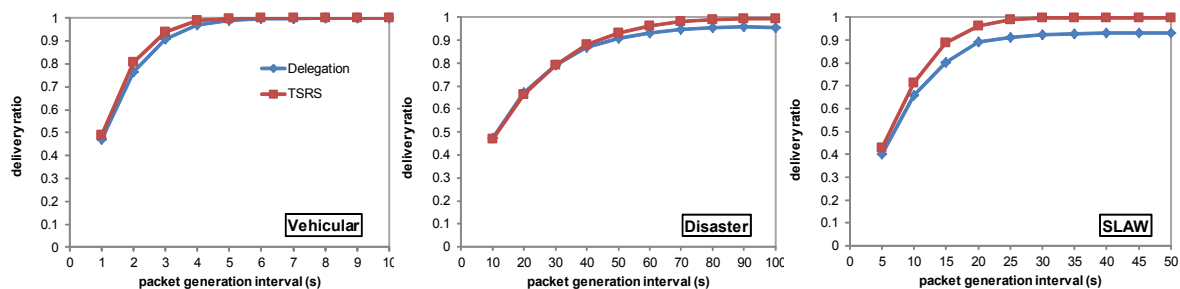
在所模擬的三個移動模型之下，TRS 皆能獲得較佳的訊息到達率，並且傳輸延遲明顯小於 PROPHET*。總而言之，TRS 在訊息到達率、訊息複製數量與訊息傳遞延遲的綜合表現相當優於其他幾種耐延遲路由方法。

七、結論

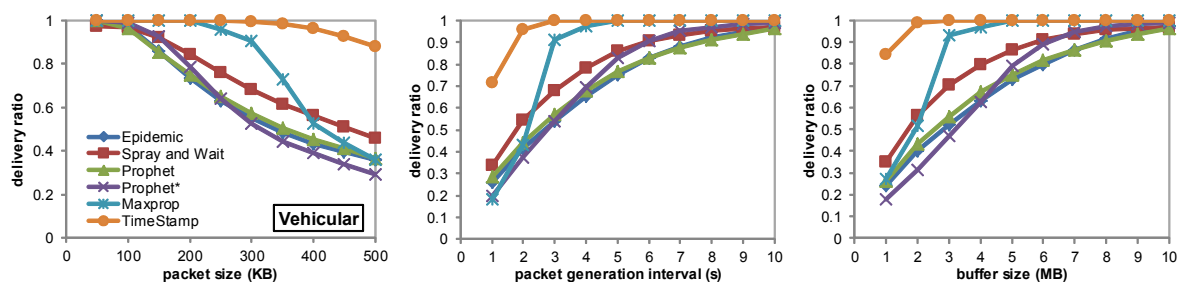
本論文研擬一套適用於耐延遲網路環境的時間戳記路由機制，所提出的設計包含兩個部份：首先透過戳記的更新與交換，獲得平均訊息傳遞時間的估測，並以此時間估測做為詮釋節點移動行為的合適性指標，接著此機制利用訊息複製對象篩選、傳送佇列排序和儲存空間管理等路由方法和策略，有效地克服在實際的耐延遲網路環境中行動節點受到網路傳輸頻寬、電池電力與儲存空間不足等資源限制；同時，本論文亦分析時間戳記路由方法的延展性，透過控制訊息精簡化之設計，此機制可將控制訊息的訊息量複雜度維持在 $O(n)$ 。再者，針對所提出的時間戳記路由機制及其運作策略，本論文的研究已經在 The ONE 耐延遲網路模擬環境中進行許多的模擬實驗和效能檢測，透過車載路徑、災難情境及人類行徑這三種節點移動模型的交叉比較，數據結果清楚地顯示出此機制能夠適時地調節合適性指標，將訊息傳送給適當的相遇節點，相較於 Epidemic、Spray and Wait、PROPHET、PROPHET* 和 MaxProp 這些著名的耐延遲路由方法，此機制獲得最高的訊息到達率，並且有較短的傳遞延遲時間和較少的訊息複製數量。

參考文獻：

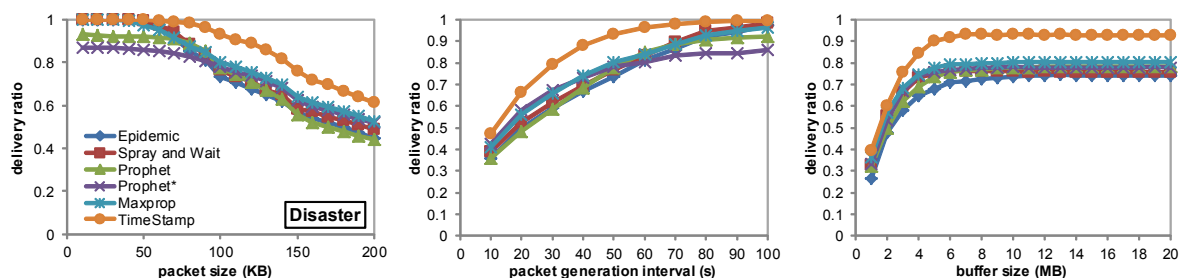
- [1] W. Zhao, M. Ammar, and E. Zegura, "A Message Ferrying Approach for Data Delivery in Sparse Mobile Ad Hoc Networks", in *Proc. of ACM MobiHoc'04*, pp. 187–198, 2004.
- [2] R. C. Shah, S. Roy, S. Jain, and W. Brunette, "Data Mules: Modeling and Analysis of a Three-tier Architecture for Sparse Sensor Networks", *Ad Hoc Networks*, Vol. 1, pp. 215–233, 2003.
- [3] K. Fall, "A delay-tolerant network architecture for challenged internets," in *Proc. of ACM SIGCOMM '03*, pp. 27–34, 2003.
- [4] M. C. Gonz'alez, C. A. Hidalgo, and A.-L. Barab'asi, "Understanding Individual Human Mobility Patterns", *Nature*, Vol. 453, No. 7196, pp. 779–782, 2008.
- [5] V. Erramilli, A. Chaintreau, M. Crovella, and C. Diot, "Diversity of Forwarding Paths in Pocket-Switched Networks", in *Proc. of ACM SIGCOMM conference on Internet measurement*, pp. 161–174, 2007.
- [6] A. Lindgren, A. Doria, and O. Schelén, "Probabilistic Routing in Intermittently Connected Networks", *ACM SIGMOBILE Mobile Computing and Communication Review*, Vol. 7, No. 3, pp. 19–20, 2003.
- [7] T. Spyropoulos, R. N. Rais, T. Turletti, K. Obraczka, and A. Vasilakos, "Routing for Disruption Tolerant Networks: Taxonomy and Design", *Wireless Networks*, Vol. 16, No. 8, pp. 2349–2370, 2010.
- [8] A. Vahdat and D. Becker, "Epidemic Routing for Partially Connected Ad Hoc Networks", Technical Report CS-200006, Duke University, 2000.
- [9] Spyropoulos, Thrasylvoulos, P. Konstantinos, Raghavendra, and C. S., "Spray and Wait: an Efficient Routing scheme for Intermittently Connected Mobile Networks", in *Proc. of ACM SIGCOMM Workshop on Delay-Tolerant Networking*, pp. 252–259, 2005.
- [10] V. Erramilli, M. Crovella, A. Chaintreau, and Christophe, "Delegation Forwarding", in *Proc. of ACM MobiHoc'08*, pp. 251–260, 2008.
- [11] J. Burgess, B. Gallagher, D. Jensen, and B. N. Levine, "Maxprop: Routing for Vehicle-based Disruption-Tolerant Networks", in *Proc. of IEEE INFOCOM'06*, April 2006.
- [12] A. Chaintreau, P. Hui, J. Crowcroft, C. Diot, R. Gass, and J. Scott, "Impact of Human Mobility on Opportunistic Forwarding Algorithms", *IEEE Trans. on Mobile Computing*, Vol. 6, No. 6, pp. 606–620, 2007.
- [13] T. Karagiannis, J.-Y. L. Boudec, and M. Vojnović, "Power Law and Exponential Decay of Intercontact Times between Mobile Devices", *IEEE Trans. on Mobile Computing*, Vol. 9, No. 10, pp. 1377–1390, 2010.
- [14] W. Gao, Q. Li, B. Zhao, and G. Cao, "Multicasting in Delay Tolerant Networks: a social network perspective", in *Proc. of ACM MobiHoc'09*, pp. 299–308, 2009.
- [15] Y. Li, Z. Wang, D. Jin, L. Su, L. Zeng, and S. Chen, "Optimal Beaconing Control for Epidemic Routing in Delay-Tolerant Networks", *IEEE Trans. on Vehicular Technology*, Vol. 61, No. 1, pp. 311–320, 2012.
- [16] A. Keränen, J. Ott, and T. Kärkkäinen, "The One Simulator for DTN Protocol Evaluation", in *Proc. of ACM ICST International Conference on Simulation Tools and Techniques*, 2009.
- [17] S. C. Nelson, A. F. H. III, and R. Kravets, "Event-driven, Role-based Mobility in Disaster Recovery Networks", in *Proc. of ACM Workshop on Challenged networks*, 2007.
- [18] K. Lee, S. Hong, S. J. Kim, I. Rhee, and S. Chong, "SLAW: A New Mobility Model for Human Walks", in *Proc. of IEEE INFOCOM'09*, pp. 855–863, April 2009.



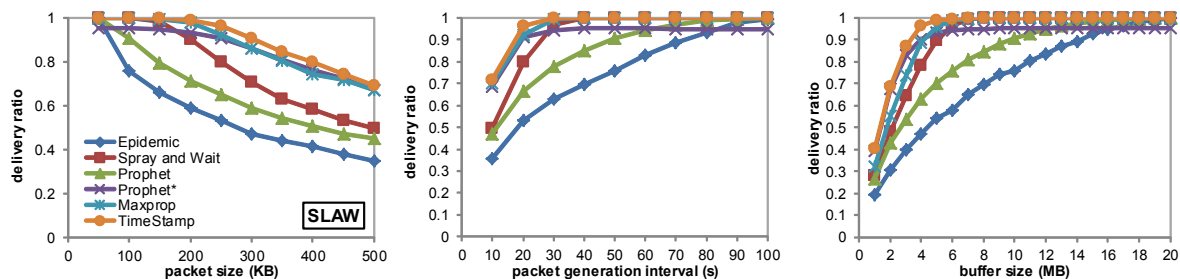
圖四：動態合適性門檻值之比較



圖五：Vehicular 模型：訊息到達率 vs. 控制變因(訊息大小、訊息流量、儲存空間)，
(實驗參數值：訊息大小 100KB、訊息產生間隔 10s、儲存空間 10MB)



圖六：Disaster 模型：訊息到達率 vs. 控制變因(訊息大小、訊息流量、儲存空間)，
(實驗參數值：訊息大小 100KB、訊息產生間隔 50s、儲存空間 10MB)



圖七：SLAW 模型：訊息到達率 vs. 控制變因(訊息大小、訊息流量、儲存空間)，
(實驗參數值：訊息大小 100KB、訊息產生間隔 50s、儲存空間 10MB)