

利用區域演算法將 ad hoc 無線網路下之 Connected Dominating Set 最小化

A Localized Algorithm for Minimizing Connected Dominating Set in Ad Hoc Network

賈坤芳

中興大學資訊科學系

kfjea@cs.nchu.edu.tw

江茂綸

中興大學資訊科學系

phd9208@cs.nchu.edu.tw

陳俊榮

中興大學資訊科學系

s9356001@cs.nchu.edu.tw

摘要

在 ad hoc 無線網路下，目前最重要的議題就是如何在一群行動裝置中，作最有效率的繞徑。而以 connected dominating set (CDS) 為基礎的繞徑方式，被認為是非常好的方法，其主要的優點就是可以把 CDS 當作一個 virtual backbone，便能迅速的適應網路拓樸(network topology)的改變。目前的研究主要是以求得較少的 gateway 數，去建立一個精簡的 virtual backbone，來減少儲存的繞徑資訊。本研究提出一個區域演算法去找出一個 gateway 數較少的 CDS，經由實驗顯示我們的新方法找出的 CDS 是小於其他各種方法，特別是在行動裝置無法提供較大的傳輸半徑時，效果更為明顯。

關鍵詞：Ad hoc 無線網路、繞徑、Connected dominating set。

Abstract

Efficient routing plays a very important role in the mobile ad hoc network (MANET). Routing based on a connected dominating set (CDS) has been recognized as a promising approach to efficient routing. The main advantage of treating CDS as a virtual backbone is its adaptability to the fast change of MANET's topology. Current research proposed various distributed algorithms to find CDS with fewer gateways for reducing the storage of routing information. In this paper, we propose a new localized algorithm to find a CDS and minimize its gateway number. Experimental results show that the CDS generated by our algorithm has gateways fewer than those of other existing algorithms. The result is especially significant when mobile hosts can not provide a larger transmission radius.

Keywords : Ad hoc network, Routing, Connected dominating set.

一、前言

Ad hoc 無線網路是一群備有無線傳送/接收器且能任意自由移動的裝置或是路由器設備。這種網路的優點在於它完全不需要任何有線網路的架構或設備的支援，可隨時改變其網路拓樸型態，且移動時沒有方向性或範圍的限制。這些特性適合應用於緊急救災及軍事的用途上，因為在危險的環境中，一些主要的基礎通訊設施如基地台等，都可能無法使用。而在地理環境的限制與時間緊迫的壓力下，ad hoc 無線網路的無線架構及可以任意移動的特性便可發揮較大的功用。

在 ad hoc 無線網路下的繞徑是一個挑戰，因為這種類型的網路具有低電量、有限的頻寬及可任意移動的特性。相較於傳統有線網路都是使用到 link state[10][12]或是 distance vector[7][11]的方式，這些技術不適合直接套用於無線環境上，特別是和無線網路特性有衝突的演算法，例如需要複雜計算或耗費記憶體的演算法，都是不切實際的。

目前 ad hoc 無線網路下的繞徑協定分為兩種：主動式(proactive)和回應式(reactive)。在主動式繞徑中，每個行動裝置間，每隔一段時間就會發送一些路徑相關資訊，各個行動裝置就依據蒐集進來的資訊去改變自己的繞徑表格(routing table)的內容，例如 Destination Sequenced Distance Vector (DSDV)[14]就屬於這一類。這類繞徑協定可以讓每個送出去的封包立刻得知到達目的地之間的路徑，不會有任何延遲。但是這種協定必須週期性的去廣播訊息，相當浪費無線網路的頻寬和行動裝置的電力。然而如果降低廣播所造成大量的消耗，就要拉長每次廣播的間隔時間，這又會造成繞徑表格不能即時正確的反應網路拓樸變化。在回應式繞徑協定中，若行動裝置找不到欲傳送封包的目的地路徑時，才會開始運作；像 Dynamic Source Routing (DSR)[2]、Ad hoc On-demand Distance Vector Routing (AODV)[13]等就屬於這一類。這類協定的好處就是頻寬使用量較小，只有在某一個行動裝置未能從繞徑表格中找到欲送封包的路徑時，其平均延遲時間才會較長。為了有效率解決網路的異變

性，階層式(hierarchical)的繞徑被廣泛的使用。Dominating-set-based routing[17]就是階層式繞徑的一種，此類型的方法利用 GRID[8]的方式來繞路，再加上位址資訊的輔助，可達到延展性的要求，並可以減少尋找路徑時的額外負擔，故本文以 dominating-set-based routing 作為研究對象。

Dominating-set-based routing 是利用圖形理論中的 dominating set 觀點。其定義為在一圖形中，某一個子集合內的點稱為 dominating set，假若其他所有不在此子集合內之點，至少有一個相鄰的點在此子集合中。在 dominating set 的點我們稱之為 gateway 裝置，而不在 dominating set 內的點稱之為 non-gateway 裝置。使用 dominating-set 去繞徑的好處就是只要在 gateway 裝置保留繞徑的資訊即可。此外，在較小的 connected dominating set (CDS) 下進行廣播(broadcast)時，因為都只透過 gateway 裝置傳送訊息，所以裝置間彼此的訊息也會減少很多，可以避免額外的頻寬及電力消耗。例如在圖 1 中， v 和 w 為相連接的 gateway 裝置，形成了 CDS，而 u 、 x 和 y 為 non-gateway 裝置，所有的裝置都必須透過 v 或 w 來傳送訊息。在圖 1 中的每一個圓圈代表每一個裝置在無線網路中的傳送範圍。

由上面討論可知，因為 ad hoc 無線網路的頻寬資源及電池容量有限，在整個網路拓樸圖中找出接近最小化的 CDS，可以減少網路中廣播的訊息量，也節省大量的網路頻寬資源的浪費及電量的消耗。但是找出最小的 CDS，此問題為 NP-hard[6] 問題，一般尋找最小化 dominating set 的圖形演算法[9]在 ad hoc 無線網路中無法實際執行，因為每個行動裝置對於整個網路的資訊所知有限，大多只能得知與行動裝置相連的鄰居資訊。若行動裝置要得到整體網路的所有行動位置資訊，需要一套 GPS (Global Positioning System) 來提供服務，而使用 GPS 是一項昂貴的網路資源，因此本文暫時不考慮使用 GPS 系統，而是使用分散式的區域演算法，透過網路彼此交換訊息，進而獲得一個最小的 CDS。

先前學者 Wu 等[4]提出一個有效而簡單的分散式方法，先在 ad hoc 無線網路中建構出 CDS，進而利用行動裝置間的連結關係及節點 id ，減少 CDS 的大小。此方法可以從已知的網路相連圖中，迅速的建構一個較小 CDS。如前所述，使用 dominating-set-based routing 方法時，只要當 CDS 內的 gateway 個數越少時，所需要儲存繞徑表格的節點數相對的減少。但方法[4]卻可能因為節點 id 與節點位置設定之對應關係不佳，而造成 CDS 的 gateway 數過多。因此我們提出分散式的區域演算法，利用局部的資訊找出接近最小化的 CDS。

本論文結構如下，第二節為相關研究和預備工作，描述在 ad hoc 無線網路中，有關於繞徑的相關研究，並回顧 dominating-set-based-routing 的標記和重新標記方法；第三節描述本論文所提出新的

演算法來改進現有的 CDS 方法及減少 CDS 的大小。第四節為說明模擬實驗和實驗結果分析。第五節為結論和未來工作。

二、相關研究和預備工作

2.1 節說明在 ad hoc 無線網路上，建構 CDS 的相關研究，2.2 節描述 Wu 等所提出的 dominating-set-based routing[17]及其建構 CDS 的方法。

2.1 相關研究

在 CDS 的建構上，有許多種方式可以選擇。Das 等之演算法[5]定義一個子網路，來產生一個最小的 CDS (MCDS)。此演算法第一步驟是從所有節點中，利用貪婪演算法(greedy algorithm)，依序挑選一個最大有效連接節點數(effective degree)的節點，形成一個 dominating set C' ；當 C' 可以涵蓋所有節點時，則此步驟就停止。而 C' 可能包含許多彼此不相連的部分(component)。接下來，使用最少的節點去連接每個 C' 的部分而形成一個最小生成樹(Minimum Spanning Tree, MST)。在這步驟中，每個連結(link)都給定一個比重(weight)；若一條連結的兩端不為 C' 的節點，且屬於同一個部分，就把此連結的比重定義為無限大；而其他連結的比重則由不在 C' 中的終端點個數來決定。再來選擇比重較輕的連結來相連其他部分，當此最小生成樹形成後，樹的內部的節點和其連結線構成一個 CDS。

除此之外，Stojmenovic 等[16] 使用分散式的方法來建構 CDS。他們將 CDS 的節點定義成兩種型態，cluster-heads 和 border-nodes。網路上每個節點被劃分成許多聚集(cluster)，而每個聚集中有一個節點為 cluster-head 來為其他節點提供服務。在此方法中，每個 cluster-head 間彼此不相連，但每個 cluster-head 在聚集中，必須跟每個節點直接相連接；而 border-node 則負責在不同聚集間的傳輸。此外，在相同聚集中的任兩個節點至少有兩個路程(hop)的距離。在這個結構中，來源端的節點藉由它的 cluster-head 來傳送訊息，cluster-head 再傳遞這個訊息給 border-node。然後，由 border-nodes 去傳遞訊息給目的地的 cluster-head；因此任兩相鄰聚集都必須依賴 border-node 當作橋樑來溝通。

Wan 和 Alzoubi[1]提出一個固定的近似值比率(constant approximation ratio)分散式演算法。此演算法有兩個步驟，首先是建立最大獨立集合(Max Independence Set, MIS)，也就是所有的節點先建立一個生成樹 T ，其根節點 v 由 leader-election[3] 演算法來決定。每個節點依照距離根節點的位置和 id 來決定本身的等級。所有節點一開始標記為白色，然後從根節點 v 標記為黑色，並廣播黑色訊息給其他節點；當一個節點收到此訊息且自己本身還

$maxid$ 為 $N_2[u]$ 中的最大 id 值

d 為節點的分支度

id 為節點原始的 id

若節點為 *neck node*，則 id' 給予無限大 (∞) 的值。

2. 利用計算出的 id' ，套用法則 $k[4]$ ，減少標記為 T 的節點數。

在式子(1)的計算方式，是因為我們認為若要找出較小的 CDS，節點的分支度因素比原始 id 還要重要，再加上我們給予 *neck node* 最大的 id' 值，所以可以改善原本法則 k 可能會因為節點位置不佳所造成 CDS 較大的情況。

接著我們說明利用式子(1)所計算出的 id' 仍是唯一。每一個 $u \in V'$ ，都會去計算其 $N_2[u]$ 的 id' ，而其中的 $maxid$ 是節點 u 在 2-hop 內的最大 id 值，所以為一個已知固定值，再乘以變數 d (節點分支度)，且加上一個唯一的 id 值，使得計算出的每個 id' 仍是唯一的。

我們展示一個範例來描述 reassignment 程序，圖 6 為使用標記方法後，產生的 gateway 情形。圖 7 中，節點 4、11、20、23 為 *neck node*，而節點 2、9 收集 $N_2[u]$ 內每個標記為 T 的節點資訊，包含節點 2、4、9、11。利用式子(1)，計算出新的 id' ，而 $N(9)$ 可被 id' 大於 $id'(9)$ 的一組強連通成份 {2,4} 的鄰居所涵蓋，因此節點 9 可被重新標記成 non-gateway。而節點 2 因為找不到一組可以涵蓋 $N(2)$ 的強連通成份，所以仍為 gateway。每個標記為 T 的節點執行 reassignment 程序後，最後的結果呈現在圖 8，共有 7 個節點成為 gateway。而使用 Wu 的法則 $k[4]$ 與 Wu-ND[18] 結果呈現在圖 9、10，分別是 11 和 9 個 gateway。因此我們使用 reassignment 方法來改善法則 k 的問題，進而求得較小 CDS。

接著我們展示 RCDS 演算法的第二部分 advance 演算法，透過該演算法可以再降低 CDS 中的 gateway 數，去求得更小的 CDS。

3.2.3 advance 程序

雖然 reassignment 程序能改善法則 k 可能因節點 id 與位置對應不佳而造成 CDS 較大的情況，然而仍有縮小 CDS 大小的空間，所以我們再提出 advance 方法。然而這個方法是類似 Wu 的有限制法則 k 演算法[4]，其最主要的不同，就是在建立子圖時，去除只收集節點 id 比自身 id 大的資訊條件，才建立子圖，再利用相互包含關係，求得更小的 CDS。

advance 程序

1. 每一個 $u \in V'$ ，建立子圖 $G[V_+]$ ，其中 $V_+ = \{w | w \in (V' \cap N(u))\}$ 。
2. 從 $G[V_+]$ 中，計算出一組強連通成份 $\{V_{c_1}, V_{c_2}, \dots, V_{c_l}\}$ 。其中 V_c 表示一個強連通成份的節點集合。
3. 若存在 V_{c_i} ， $1 \leq i \leq l$ ，使得 $N(u) \subseteq N(V_{c_i})$ ，則將節點 u 標記為 F 。

舉例來說，圖 11 為標記方法的節點個數，節點 2、3、5、6 被選為 gateway。套用 advance 方法， $N(5)$ 可被一組強連通成份 {2,3,6} 的鄰居所涵蓋，因此可重新標記為 non-gateway，而最後找出的 gateway 為 {2,3,6}。

但是 advance 程序有一個缺點，就是節點不能同時執行這個演算法，否則可能造成所找出的 CDS 是錯誤的。所以在執行時，必須通知 $N_2(u)$ ，確認只有一個節點在執行 advance 程序，若有二個以上的節點要執行此程序，則以 id 小的節點優先執行，避免同時重新標記為 F ，造成找出來的 gateway，不能涵蓋整個網路。而在 Wu-ND，Wu-EL2[18] 和 Sheu[15] 所提出的這三種演算法，也皆有這個問題。如圖 11，若 {2,3,5,6} 四個節點同時執行這幾種演算法，節點 2、6 則同時被重新標記為 non-gateway，造成整個網路不是一個連通的狀態。

由於我們提出的 RCDS 演算法，只利用局部的資訊來減少 CDS 的 gateway 數，所以 RCDS 是一個區域演算法。下一節，將以實作我們提出的演算法與其他方法，作模擬實驗比較。

四、模擬實驗

4.1 節描述實驗架構和環境，4.2 節描述實驗結果和分析。

4.1 實驗架構和環境

我們實作了 reassignment 方法、RCDS (reassignment+advance) 這兩個方法，以及 Wu-ID、Wu-ND、Wu-EL2[18]、法則 $k[4]$ 、Sheu[15] 各種演算法，並加以作比較。而其中的 Wu-ND 更是現有分散式演算法中，效果較佳且簡單的方法。本實驗環境皆在 Windows 平台上，使用 C++ 來撰寫程式。

我們首先對各種建構 CDS 的方法作比較。Wu-ID 使用節點 id 當作重新標記的判斷依歸；而 Wu-ND 利用 id 和節點相鄰個數當作重新標記的衡量標準；Wu-EL2 也額外加入電力條件到重新標記

有低電量的限制，如何在有限的電力下，去延長網路的生命週期，也是個重要的議題。未來我們將思考加入電力條件的影響，以及如何在 ad hoc 無線網路中去延長網路的生命週期。

六、參考文獻

- [1] K. M. Alzoubi, P. J. Wan, and O. Frieder, "New Distributed Algorithm for Connected Dominating Set in Wireless Ad Hoc Networks," in Proc. 35th Hawaii International Conference on System Sciences, pp. 1-7, 2002.
- [2] J. Broch, D. Johnson, and D. Maltz, "The Dynamic Source Routing Protocol for Mobile Ad Hoc Networks," IETF, Internet Draft, <http://www.ietf.org/internet-drafts/draft-ietf-manet-dsr-00.txt>, 1988.
- [3] I. Cidon and O. Mokryn, "Propagation and Leader Election in Multihop Broadcast Environment," in Proc. 12th International Symposium on Distributed Computing (DISC98), pp.104-119, 1998.
- [4] F. Dai and J. Wu, "Distributed Dominant Pruning in Ad Hoc Wireless Networks," in Proc. IEEE International Conference on Communications (ICC), pp.353-357, 2003.
- [5] B. Das and V. Bhargavan, "Routing in Ad-Hoc Networks Using Minimum Connected Dominating Sets," in Proc. IEEE International Conference on Communications (ICC '97), pp.376-380, 1997.
- [6] M. Garey and D. Johnson, "Computers and Intractability: A Guide to the Theory of NP-Completeness," Freeman, 1979.
- [7] C. Hedrick, "Routing Information Protocol," Internet Request for Comments (RFC) 1058, <http://www.faqs.org/rfcs/rfc1058.html>, 1988.
- [8] W. K. Liao, Y. C. Tseng, and J. P. Sheu, "GRID: A Fully Location-Aware Routing Protocol for Mobile Ad Hoc Networks," Telecommunication Systems, A Special Issue on Wireless Networks, vol. 18, pp.37-60, 2001.
- [9] T. Lin, S. F. Midiff, and J. S. Park, "Minimal Connected Dominating Set Algorithms and Application for a MANET Routing Protocol," in Proc. IEEE International Performance, Computing, and Communications Conference, pp.157-164, 2003.
- [10] J. M. McQuillan, I. Richer, and E. C. Rosen, "The New Routing Algorithm for ARPANET," IEEE Trans. Commun., vol. 28, no. 5, pp. 711-719, 1980.
- [11] J. M. McQuillan and D. C. Walden, "The ARPA Network Design Decisions," Computer Networks, vol. 1, no. 5, pp. 243-289, 1977.
- [12] J. Moy, "OSPF Version 2," Internet Request For Comments RFC 1247, <http://www.faqs.org/rfcs/rfc1247.html>, 1991.
- [13] C. Perkins and E. M. Royer. "Ad Hoc on Demand Distance Vector Routing," in Proc. 2nd IEEE Workshop on Mobile Computing Systems and Applications, pp. 90-100, 1999.
- [14] C.E. Perkins and E.M. Royer, "Highly Dynamic Destination Sequenced Distance Vector Routing (DSDV) for Mobile Computers," in Proc. ACM Special Interest Group on comm.. (SIGCOMM '94), pp. 234-244, 1994.
- [15] P. R. Sheu and Y. P. Lee, "On Calculating Stable Connected Dominating Sets Base on Battery Power for Mobile Ad Hoc Networks," in Proc. International symposium on Communications, 2003.
- [16] I. Stojmenovic, M. Seddigh, and J. Xunic, "Dominating Sets and Neighbor Elimination Based Broadcasting Algorithms in Wireless Networks," IEEE Trans. Parallel and Distributed Systems, vol. 13, no. 1, pp.14-25, 2002.
- [17] J. Wu and H. Li, "On Calculating Connected Dominating Set for Efficient Routing in Ad Hoc Wireless Networks," in Proc. 3rd International Workshop on Discrete Algorithms and Methods for Mobile Computing and Communications, pp. 7-14, 1999.
- [18] J. Wu, M. Gao, and I. Stojmenovic, "On Calculating Power-Aware Connected Dominating Sets for Efficient Routing in Ad Hoc Wireless Networks," Journal of Communications and Networks, vol. 5, no. 2, pp.169-178, 2002.

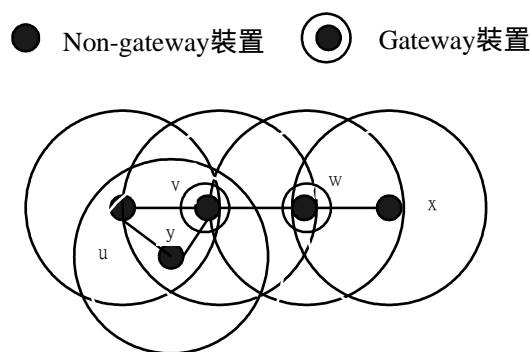
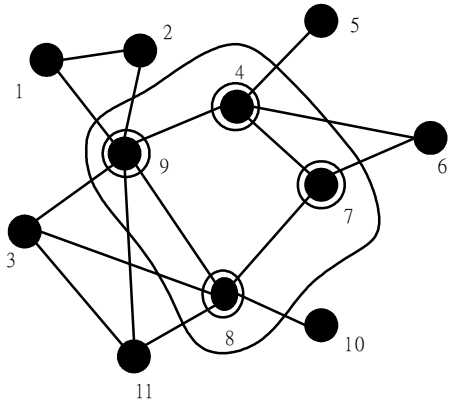


圖 1 ad hoc 無線網路的簡單圖形



Ad hoc 無線網路的例子(a)

3
10
11

Gateway 8 支配成員(b)

目的端	支配的成員	到目的端的 下一個端點	距離 (路程)
9	{1,2,3,11}	9	1
4	{5,6}	7	2
7	{6}	7	1

Gateway 8 繞徑表格(c)

圖 2 繞徑範例

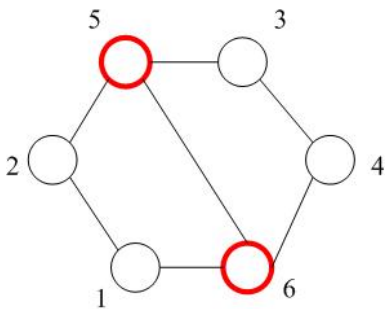


圖 3 法則 k 在節點 id 位置好的情形

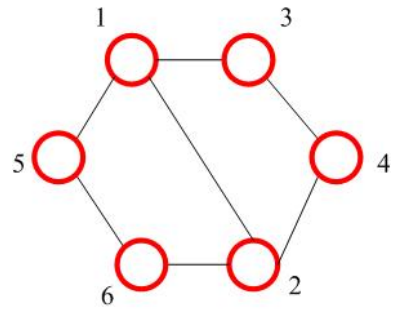


圖 4 法則 k 在節點 id 位置差的情形

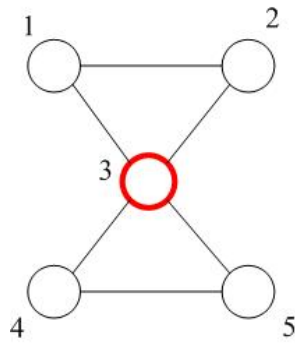


圖 5 neck node 的例子

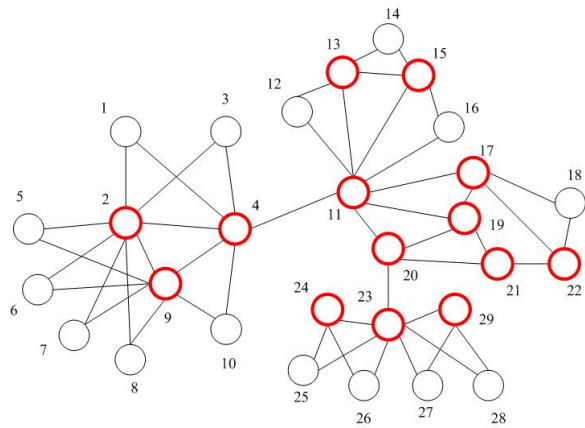


圖 6 使用標記方法後的 CDS

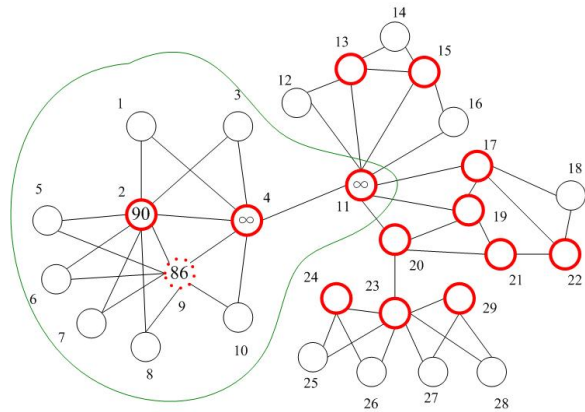


圖 7 節點 2、9 執行 reassigmet 程序的情形

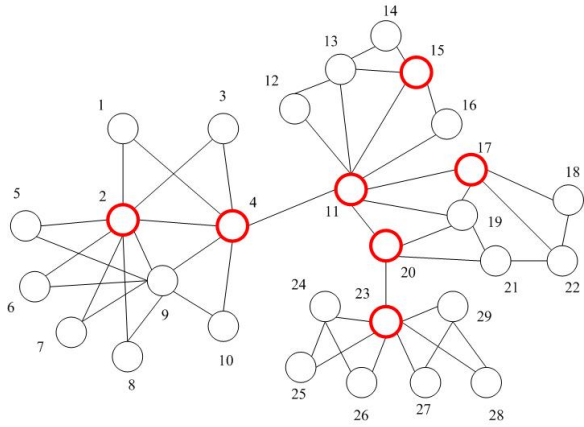


圖 8 由 reassignment 程序所產生的 CDS

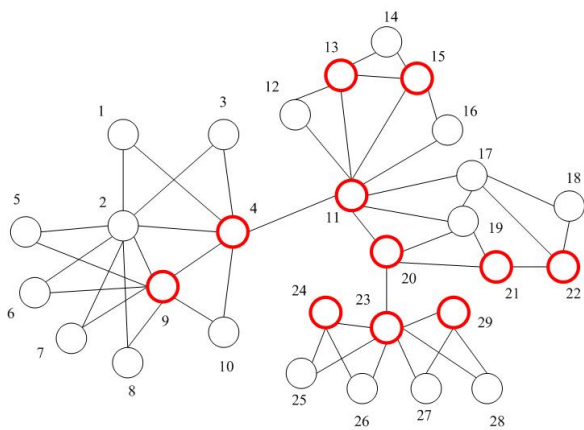


圖 9 由法則 k 所產生的 CDS

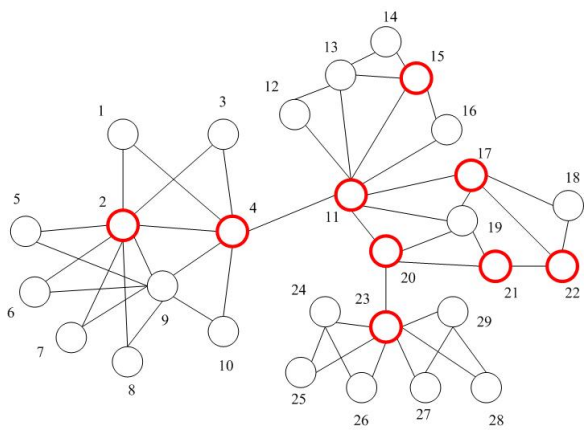


圖 10 由 Wu-ND 所產生的 CDS

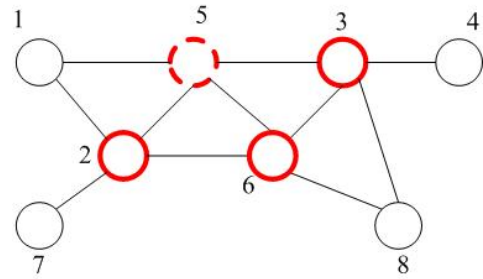


圖 11 執行 advance 程序的例子

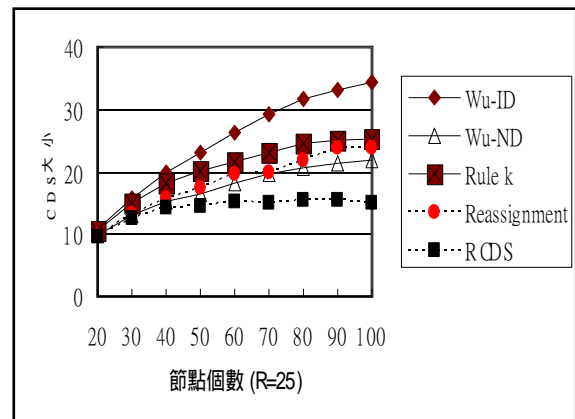


圖 12 各方法所產生 CDS 的大小 (傳輸半徑 R=25)

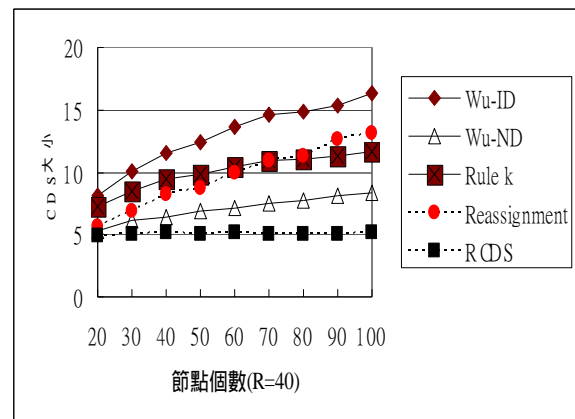


圖 13 各方法所產生 CDS 的大小 (傳輸半徑 R=40)

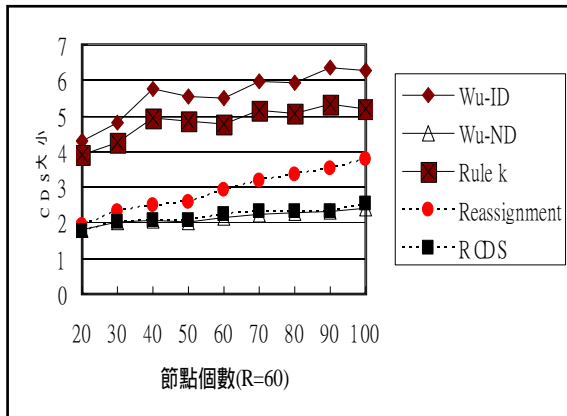


圖 14 各方法所產生 CDS 的大小
(傳輸半徑 R=60)

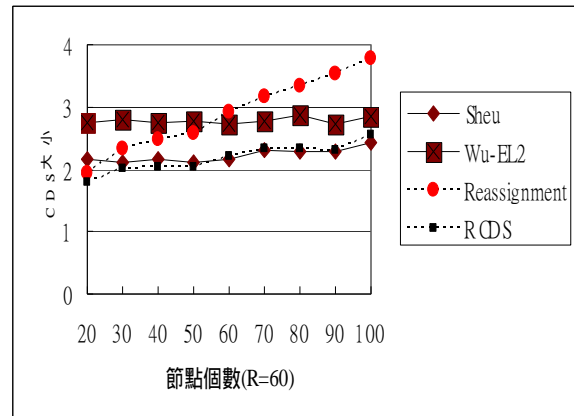


圖 17 各方法所產生 CDS 的大小
(傳輸半徑 R=60)

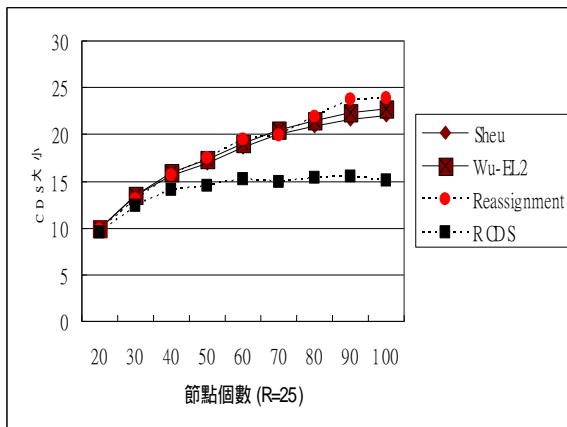


圖 15 各方法所產生 CDS 的大小
(傳輸半徑 R=25)

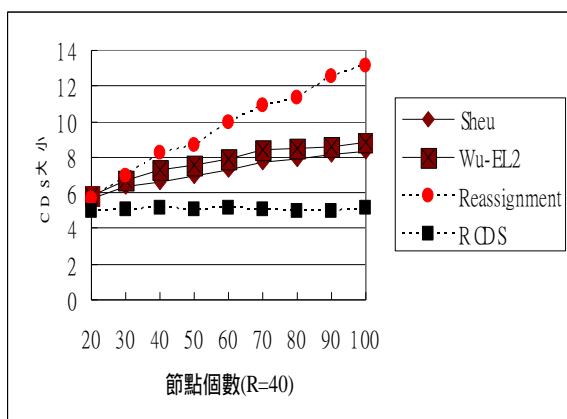


圖 16 各方法所產生 CDS 的大小
(傳輸半徑 R=40)