

# 無線網狀網路之頻道配置問題-使用賽局理論

戴源高

國立高雄大學資訊工程學系

m0995512@ mail.nuk.edu.tw

嚴力行

國立高雄大學資訊工程學系

lhyen @ nuk.edu.tw

## 摘要

本篇論文探討如何在多頻道、多介面的無線網狀網路環境中進行頻道配置，目標在於降低無線網狀網路中的同頻干擾，提升產出量。我們將賽局理論應用至頻道配置問題，將介面卡當成賽局中的參與者，並且將同頻干擾視為成本，每個參與者以最大化自己的利益為目標，即希望自己花費的成本能夠最低。我們也證明在此非合作賽局中存在納許平衡。為了滿足網路的連通性，我們利用鴿籠原理限制每個介面卡可以使用的頻道。模擬實驗的結果顯示，我們所提出的分散式演算法在效能上可以與集中式演算法相提並論，同時我們的方法也優於其他分散式作法。

關鍵詞：無線網狀網路、頻道配置、賽局理論

## 壹、緒論

近年來，隨著電腦與無線通訊技術的快速發展，行動計算 (mobile computing) 已然成為電腦通訊領域中備受矚目的一環。其中透過無線區域網路 (Wireless LAN; WLAN) 連結網際網路的通訊方式更廣泛的應用在商務區、大學、機場、及其他公共區域。

一般架構無線網路的方式多把有線網路連結到無線基地台 (Access Point; AP)，這種方式適合應用在服務範圍較小的室內環境；如果應用在戶外，甚至是在某些難以架設有線網路的環境之下，有線的 AP 連接方式將大幅提高建置成本以及網路佈置的複雜度。

為了解決上述成本及複雜度的問題而在 IEEE 802.11s 標準中提出了無線網狀網路 (Wireless Mesh Networks; WMNs) 的架構並定義了三種基礎設施: Mesh Access Point (MAP)、Mesh Point (MP) 與 Mesh Portal (MPP)(Akyildiz et al. 2005; Camp & Knightly 2008)。這種網狀網路的架構可以有效的提升無線網路的服務範圍，同時降低設施的建置成本。

在無線網狀網路中，兩個裝置之間必須使用相同的頻道才能夠傳輸資料，如果有其他的鄰近裝置使用重疊的頻道 (Overlapping Channel) 或者是使用相同的頻道，則可能會對接收端造成干擾，使得接收端因為傳輸碰撞或是等待傳送端獲得頻道使用權的關係而無法正確且及時的收到傳送端所傳送的資料，導致產出量 (Throughput) 降低的情況發生(Lee et al. 2009)。IEEE 802.11 提供多個非重疊的頻道 (Non-overlapping Channel) 讓裝置使用，藉此降低頻道競爭與干擾的程度。如何有效的使用這些非重疊頻道便成為一個重要的課題。

針對如何有效利用多頻道 (Multiple-channel) 的問題，之前已有許多學者提出他們的作法。So 與 Vaidya (2004) 提出在單一介面卡 (Single-channel) 下利用動態切換頻道 (Channel Switching) 的方式來讓單一介面卡可以在多個頻道中運作。由於只有使用單一介面卡，因此當某傳輸路徑上各個節點所使用的頻道過於分散時，會造成點對點延遲 (End-to-end Delay) 的增加；這是因為在封包傳送的過程當中中繼節點之間所使用的頻道不同而必須等待一段頻道切換時間的關係。另一方面，如果該路徑上大部分的節點都使用相同的頻道，則會因頻道競爭與干擾的關係進而降低最大輸出量 (Capacity)。

再者，隨著硬體設置成本的降低，有其他學者考慮在多頻道下使用多介面卡 (Multiple-Radio) 的作法。藉由一個節點設置兩張以上的半雙工網路介面卡便能做到同時傳送與接收資料的功能，大幅提升輸出量。在多頻道、多介面卡的頻道配置問題中，我們可以依據介面卡切換頻道的頻率高低將不同作者之間的作法分成三類：一、固定配置 (Fixed Assignment)，二、動態配置 (Dynamic Assignment)，三、混合型 (Hybrid) (Kysanur & Vaidya 2005)。第一類頻道配置方式依照節點之間所配置的頻道是否皆相同又可細分為 Common Approach 與 Varying Approach 兩種。第一種配置方式是將所有的節點都分配多個相同頻道(Jain et al. 2005)。優點是可以確保網路的最大連通度，但缺點是無法使用剩餘未配置的頻道，使得多頻道的優勢無法完全發揮。而第二種配置方式則是允許節點之間使用不一樣的頻道，提升頻道的使用率。雖然有效改善了第一種配置方式的缺點，但是卻會造成路由長度 (Hop Count) 過長，甚至是網路分割的情況發生。第二

類頻道配置方式則是利用讓介面卡在不同的頻道之間頻繁切換而能使用所有的頻道，因此在傳輸資料時必要透過協同機制來確保收送雙方有使用相同的頻道。動態配置頻道的缺點在於頻繁的切換頻道而產生的切換延遲，但隨著硬體設備不斷的進步，切換延遲的問題有機會在將來大大的改善。最後一類的頻道配置方式則是將節點的介面卡區分成固定配置介面卡與動態配置介面卡，例如: Kyasanur 與 Vaidya (2005) 提出將每一個節點的介面卡分為固定 (Fixed) 與可切換 (Switchable)；想傳送資料時，傳送端只要將其可切換的介面卡調整成與接收端的固定介面卡所使用的頻道一樣即可。

除了上述的分類之外，根據不同作者對於頻道配置問題的假設、需求、及目標的不同，我們可以比較這些方法並做出多個面向的歸類。例如: 是否可以使用重疊頻道 (Overlapped Channel)，頻道配置時是否有考量到鏈結的負載情形 (Traffic-aware)，而頻道配置的目標又可以以降低整體/局部干擾或是最大化整體/局部產出量來區分。大部分頻道配置方法中的干擾模型皆是假設 Protocol Model，少數則是使用 Physical Model (Yen et al. 2012; Raniwala et al. 2004)。前者假設鏈結間的干擾關係是二元的；兩條鏈結之間不是完全會干擾，就是完全不會。這種模型又稱為 Binary Model。後者將鏈結之間的干擾關係視為會隨著不同的信號干擾強度而改變，且網路中所有的鏈結都有可能造成干擾。而我們的頻道配置方法則是採用與環境實際情況較為接近的 Physical Model。

賽局理論 (Game Theory) 或稱博弈理論是一種策略思考，藉由系統的數理分析方法，尋求在利害衝突下的最佳因應策略，透過策略推估，尋求自己的最大利益。近十年，賽局理論也被廣泛應用在無線網路資源分配的問題中，並且獲得不錯的成效。而我們則是將多頻道、多介面卡的頻道配置問題設計成一個非合作賽局，以介面卡為參與者，頻道作為策略集合。在保證最大連通度之下，每一個參與者會根據效用函數尋求可以獲得最大利益的策略。我們同時探究賽局的穩定性，證明賽局最終一定會停止在一個穩定狀態。

在實驗模擬部分我們藉由改變介面卡個數及網路中的可用頻道數目與 chAlloc 演算法 (Yen et al. 2012)、DGA 演算法 (Subramanian et al. 2008) 做效能上的比較。實驗結果發現我們的方法在效能上並不輸給 chAlloc 集中式演算法，而且優於同樣是以賽局理論為架構的式 DGA 分散演算法。在收斂速度方面雖然略遜於 DGA 演算法，但隨著硬體設備的進步及計算能力的增強，這項缺失在未來定能獲得很大的改善。

這一節我們粗略介紹了無線網狀網路下的背景知識、頻道配置問題、相關文獻，及我們的研究方向。而第二節我們將針對無線網狀網路、干擾模型、賽局理論，以及相關文獻做更詳盡的介紹。第三節說明我們如何利用賽局理論解決頻道配置問題。第四節則是實驗模擬以及不同方法之間的分析比較。第五節對整篇論文做總結。

## 貳、背景知識與相關研究

### 一、背景知識

配置 IEEE 802.11 介面的行動裝置必須透過 AP 連結網際網路，因此擴大 WLAN 服務範圍的最簡單方法就是增加 AP 數目。傳統上 AP 是以有線網路彼此互相連接並連上骨幹網路，此種方式在難以建構實體線路或是施工困難的區域需要更多的架設成本。再

者，這些線路日後的維護及管理成本也相當可觀。若能將多個 AP 以無線與多點跳躍的方式連接起來，不僅能迅速的增加服務範圍，同時也節省建置成本。因此，電機暨電子工程師協會 (IEEE) 提出了 IEEE 802.11s 無線網狀網路 (Wireless Mesh Network; WMN) 的標準。WMN 是由 Mesh Access Point、Mesh Point、Mesh Portal 彼此之間透過無線連結所組成 (Akyildiz et al. 2005; Faccin et al. 2006)。WMNs 中，無線工作站 (Wireless Station; WS) 將資料經由無線的方式傳至 MAP 上，MAP 之間再透過無線以及多點跳躍的傳輸方式將資料送至與網際網路相連的 MPP，達成與外部網路連結的目的。WMNs 中的 MAP 不需要有線基礎設施，彼此之間透過無線的方式相連，且傳輸資料採取多點跳躍的方式。

在無線網狀網路中，兩個裝置之間必須使用相同頻道才能夠傳輸資料，如果有其他的鄰近裝置使用相同的頻道，則可能會對接收端造成干擾而無法正確且及時收到傳送端所傳送的資料，導致產出量降低的情況。因此，鄰近的裝置之間必須盡量使用不同的頻道來避免這樣的問題發生，但是如果鏈結兩端的節點沒有使用到相同的頻道，則此鏈結也無法運作，嚴重時可造成網路分割的後果。頻道配置問題即在探討如何指定每一介面所使用的頻道，使得網路最終可在干擾最小化與運作鏈結數量最大化之間做權衡取捨。而我們研究的目標在滿足運作鏈結數量最大化的前提下儘可能降低干擾的程度。

以往學者將節點或鏈結之間的干擾情形以 Protocol Model 與 Physical Model 兩類干擾模型來表示。在 Protocol Model 中，某條鏈結傳輸資料 (以鏈結  $(i, j)$  為例， $i$  為傳送端， $j$  為接收端) 的成功與否，要看在以  $i$  為圓心，一特定距離為半徑所構成的範圍中是否有其他的傳輸者。而此特定距離我們稱為干擾半徑 (Interference Range)，通常定義為傳輸半徑 (Transmission Range) 的倍數。然而也有許多學者不以實際距離作為干擾範圍的依據，例如以 hop count 來判斷是否會造成干擾 (Ko et al. 2007)，而這也算是 Protocol Model 的一種。在 Physical Model 中，節點 (以  $i$  為例) 所受到的干擾程度是連續變化的值，而且必須考慮網路中所有使用與節點  $i$  使用相同頻道的節點所造成的影響。對其中任一干擾源而言，節點  $i$  所接收到來自此干擾源的干擾程度隨著兩者之間的距離改變，且不受干擾半徑的限制。通常以信號接收功率 (Friis 1946) 來表達不同距離下的干擾程度如 (1) 式。

$$Pr(d) = \frac{c}{d^2} \quad (1)$$

其中  $Pr(d)$  為接收端的信號接收功率， $d$  為信號發射源與接收端的距離， $c$  為常數；以干擾來看  $Pr(d)$  就是接收端所受到的干擾的程度，而  $d$  為干擾源與接收端的距離。

無線網狀網路下頻道配置問題的研究歷史可以先從單一頻道、單一介面的環境談起，由於網路中只有一個可用頻道，每個節點只擁有一張網路介面卡，因此每個節點都會配置一樣的頻道。在這樣的環境之下，每個節點傳輸資料時必須與網路中的其他節點競爭頻道的使用權，而造成產出量降低，頻道利用率不彰的情況。IEEE 802.11 提供多個非重疊的頻道讓裝置使用，藉此降低頻道競爭與干擾的程度，頻道配置問題便從單一頻道的環境演進至多頻道，在這階段必須面臨到頻道切換延遲的問題。由於每個節點都只有一張網卡而網路中有多個可用頻道，造成的配置結果就是頻道使用過於分散。假設我們現在要從來源端傳送資料到目的端，因為頻道配置過於分散的關係，資料在經過中

繼節點時還必須等待一段頻道切換的時間，導致點對點延遲的增加。另一方面，如果該路徑上大部分的節點都使用相同頻道，則會因為頻道競爭與干擾的關係進而將低產出量。而隨著硬體設置成本的降低，有其他學者考慮多頻道下使用多介面卡的作法。藉由一個節點設置兩張以上的半雙工介面卡，個別使用不同的頻道同時傳送資料與接收資料，大幅提升產出量。我們的方法也是在多頻道、多介面卡的環境下做頻道配置。以下我們討論不同環境下的各種頻道配置方法。

## 二、相關研究

在此之前已經有不少 802.11 無線網狀網路環境下多介面多頻道之頻道配置問題的相關研究。這些演算法根據其運作方式可以分為集中式與分散式兩類。前者是將演算法中所需的資訊(如:網路中各個鏈結的干擾情況)集中在一部主機，並在此主機上執行分配演算法，再依照執行結果對每個 MAP 或是介面卡配置頻道。而後者則是將資訊散佈在多個主機上；即每個 MAP 都能擁有部分資訊(如鄰近節點的干擾程度、鄰近節點所使用的頻道)，並且執行各自的演算法。集中式演算法的缺點在當網路拓撲改變時，集中式演算法需要浪費許多時間重新收集資料與計算出新的頻道配置結果。這段過程同時影響著大部分 MAP 的運作，造成短時間內無法提供服務。而分散式演算法除了在時間複雜度的優勢之外，由於是執行在各個 MAP 上，而且也只需使用到鄰近節點的資訊，所以當網路拓撲改變時，只要少部分的 MAP 重新執行演算法即可，並不會將其影響擴及至整個網路。另一方面，分散式演算法的特性也可能導致不穩定的情況發生，這是因為鄰近節點的資訊會互相影響彼此的決策，自己目前的決策可能會因為對方的改變而改變，而這種改變又會讓對方想再一次改變決策...如此循環而無滿意結果稱之不穩定。我們的賽局方法不但是分散式而且也能保證穩定性。

Skalli et al. (2007) 提出 Mestic 集中式演算法，他們將網路中所有節點賦予優先權，該權值的高低則是取決於三個面向；第一個是節點與 gateway 之間的距離，第二個則是每個節點所擁有的介面卡數量，最後一個是考慮到每個節點所負擔的資料量。在配置頻道時會先由資料流較高的鏈結開始配置，同時也將鏈結另一端的節點配置一樣的頻道；如果本身介面卡的數量不足，則配置目前所使用的頻道中資料負載量較小的頻道。

Raniwala et al. (2004) 談到整體網路輸出的好壞不單單是由頻道配置來決定，路由協定的設計也占了一席之地，事實上兩者之間的關係是相輔相成的。負擔量較大的鏈結應該要能獲得足夠的頻道頻寬，同時頻寬較大的鏈結在路由時也應該要多負擔一點的資料量，兩者間有顯著相依性。於是作者結合頻道配置與路由協定提出 C-HYA 集中式演算法，讓負擔較大的鏈結優先選擇頻道，接著依據頻道配置的結果計算每條鏈結的頻寬，並根據頻寬資訊以最短路徑演算法作路由取得 traffic profile，檢查每條鏈結所擁有的頻寬是否大於鏈結本身需負擔的資料量，如果皆滿足，則為最後頻道配置的結果；反之，則重新對每條鏈結配置頻道。這個作法的缺點是對每條鏈結都做最少一次的頻道分配，而造成時間複雜度較高。

上述兩種作法皆有考量到網路中每個節點或是每條鏈結的資料負擔量的不同而在配置頻道時有不同的優先順序或是讓負擔量較大鏈結獲得夠多的頻寬，我們可以將此視為具有 Traffic-aware 的想法。在現實環境中每個節點所負擔的資料量確實有高低之分，而

如何來達成負載平衡的目標一直是很熱門的研究方向。再來，這兩種作法在干擾模型上皆是採用 Protocol Model。前面談過以 Protocol Model 作為干擾的計算方式並不符合實際，因此底下我們將介紹採用 Physical Model 的集中式演算法。

Yen et al. (2012) 使用 Signal-to-Interference-and-Noise Ratio (SINR) 值來表達鏈結遭受干擾時的通訊品質。以鏈結  $(i, j)$  為例， $SINR_{i,j}$  的定義為接收端  $i$  所收到傳送端  $j$  的資料訊號強度與所收到干擾訊號強度的比值。並且定義了二種矩陣  $M_k(i, j)$  與  $N_k(i, j)$ ，前者假設所有其他尚未分配頻道的鏈結均使用頻道  $k$  的情況下，鏈結  $(i, j)$  使用頻道  $k$  的 SINR 值；而後者在計算鏈結  $(i, j)$  使用頻道  $k$  的 SINR 值方面只考慮到目前網路中已確定使用頻道  $k$  的鏈結。作者的基本想法是當大多數的鏈結尚未分配頻道時應該重視這些鏈結未來使用頻道  $k$  所可能造成的影響，但隨著以配置頻道的鏈結數目增加，我們應該逐漸重視目前網路中確定使用頻道  $k$  的鏈結對鏈結  $(i, j)$  配置頻道  $k$  所造成的影響，因此利用網路中已配置頻道的鏈結數目作為  $M_k(i, j)$  與  $N_k(i, j)$  之間的比重，並將權衡後的數值存入作者自行定義的矩陣  $C_k$ 。假設  $C_k$  矩陣中鏈結  $(i, j)$  具有最大的數值，則表示鏈結  $(i, j)$  選擇頻道  $k$  時可能遭受到的干擾在綜合考量下是最低的，所以會對鏈結  $(i, j)$  優先配置頻道  $k$ 。另一方面，為了避免頻道配置過於分散導致相鄰節點沒有使用共同頻道而無法溝通的問題，作者利用鴿籠原理限制每個節點可以使用的頻道數目保證在頻道配置後每條鏈結的兩端點皆有使用相同的頻道，而我們的賽局做法一樣有使用到鴿籠原理來限制每張介面卡可以使用的頻道數目。

接下來我們將討論三種不同的分散式演算法，Subramanian et al. (2008) 假設 Protocol Model，使用到 Conflict Graph (Subramaniam & Barry 1997) 來表達網路中每條鏈結之間的干擾情況。在此方法中每個節點執行各自的分散式演算法，並且將  $m$  個 hop 的距離內的節點當成鄰居。以節點  $i$  為例，該演算法會計算每條與  $i$  相鄰的鏈結使用不同的頻道所產生的干擾，並且在滿足介面卡數量的限制下，選擇所產生的干擾為最低的鏈結與其對應的頻道，接著將此配置資訊告知鏈結的另一端。由於是分散式的關係，作者另外限制每條鏈結只能使用特定頻道一次，而之後不可以再選回該頻道來保證演算法的穩定性。以鏈結  $(i, j)$  為例，假設鏈結  $(i, j)$  剛從頻道 1 調整為頻道 2，即使之後發現如調整回頻道 1 此鏈結的干擾會更低，也不能再去使用頻道 1。該演算法會一直執行到所有的鏈結都已經無法再降低干擾或者是鏈結都已經使用過所有可用的頻道而不能改變為止。

Ko et al. (2007) 一樣採用 Protocol Model，特別的是他們假設可以使用重疊的頻道，將不同頻道之間的干擾視為成本 (cost)，並且讓每個節點選擇總成本較低的頻道。以節點  $i$  為例，節點  $i$  的總成本計算方式為在節點  $i$  的干擾範圍內的其他節點對  $i$  所造成的干擾值總和。其實該作法已經有賽局理論的概念存在，我們可以將網路中的每個節點當成是賽局中的參與者，而且可以將總成本視為 cost function，每個參與者希望自己的 cost 能夠愈低愈好。

Xiao et al. (2008) 則是將賽局理論應用在頻道配置與路由的問題，他們將頻道配置與路由的問題設計成一個賽局。此賽局以資料傳送路徑的 source 為參與者，假設網路中有  $k$  個 source-destination pair，那麼就有  $k$  個參與者，每個參與者可以選擇的策略為其到 destination 的所有可能路徑。cost function 的設計則與所選擇路徑的 hop count 與該路徑

上 link 的 interference level 有關。每個參與者的目標為最小化自己的 cost。詳細做法是先利用 Dijkstra 最短路徑演算法求出每個 source-destination pair 的最佳路徑，再來藉由貪婪法則來對最佳路徑上的每條鏈結配置干擾程度較低的頻道。

以上我們介紹了許多頻道配置的方法，據不同作者對於頻道配置問題的假設、需求，及目標的不同，我們比較這些方法並且利用表 1 做出多個面向的歸類。

表 1 不同頻道演算法的歸類比較

	Ko et al. (2007)	Subramanian et al. (2008)	Xiao et al. (2008)	Yen et al. (2012)	Skalli et al. (2007)	Raniwala et al. (2004)
<b>Centralized/ Distributed</b>	Distributed	Distributed	Distributed	Centralized	Centralized	Centralized
<b>Static/Dynamic</b>	Static	Static	Static	Static	Static	Static
<b>Interference Model</b>	Protocol	Protocol	Protocol	Physical	Protocol	Physical
<b>Assignment Strategy</b>	to nodes	to links	to links	to links	to links	to radios
<b>Load aware</b>	no	no	no	possible	yes	yes
<b>Connectivity constraint</b>	Connectivity preserving	Link preserving	Connectivity preserving	Link preserving	Link preserving	Link preserving
<b>Non-overlapping channel</b>	no	yes	yes	yes	yes	yes
<b>Objective</b>	Minimize local interference	Minimize local interference	Minimize local interference	Minimize total interference	Maximize total throughput	Maximize total throughput

本論文將 802.11 無線網狀網路環境下多介面多頻道的頻道配置問題設計成一個非合作賽局。相對於上面所提到的三種分散式演算法皆是採用 Protocol Model，我們的干擾模型則是採用 Physical Model，與現實環境更為契合。同時我們也保證 physical topology 中的所有鏈結在頻道配置完成後依然存在，不會有網路分割的情況發生。

### 參、架構及方法介紹

在這章節中我們以賽局理論來架構多頻道、多介面卡的頻道配置問題，以每張網路介面卡為參與者 (player)。假設網路中共有  $N$  個節點，每個節點設置  $k$  張網卡，則此賽局中總共會有  $N \cdot k$  個參與者， $P = \{p_1, p_2, \dots, p_i, \dots, p_{N \cdot k}\}$ 。為了保證網路拓樸中的每條鏈結的兩端節點在頻道配置後均有使用相同的頻道，即保證最大連通度，我們為  $\min(T, 2 \times k - 1)$ ， $T$  為原本網路中的可用頻道數目。因此每個參與者可以選擇的策略集合為  $c_i = \{1, 2, \dots, \min(T, 2 \times k - 1)\}$ ，並定義策略向量  $C = (c_1, c_2, \dots, c_i, \dots, c_n)$ ，其中  $c_i$  為賽局中  $p_i$  選擇的策略，而所有人所選擇的策略組成一項量  $C$ 。我們的構想是如果參與者去選擇一個較多介面卡使用的頻道，那麼他將付出一定比例的代價。而所要付出的代價則與

網路中其他使用相同頻道的參與者之間的距離 $\gamma$ 次方成反比，因此根據參與者們所使用的頻道以及之間的距離，我們將 cost function 定義如(2)式

$$f(c_i, c_j) = \begin{cases} 1/d_{i,j}^\gamma & c_i = c_j; d_{i,j} > d \\ c & c_i = c_j; d_{i,j} \leq d \\ 0 & c_i \neq c_j \end{cases} \quad (2)$$

其中 $d_{i,j}$ 代表的是兩個參與者之間的距離， $c$ 是一個很大的常數值，而 $d$ 是同一 MAP 的不同網卡之間的最大實體距離。 $c$ 值的設計是為了讓相同 MAP 底下的網卡如果使用相同頻道會付出很大的代價，藉此避免這種狀況發生。當然兩個參與者間如果使用不同頻道就不需要為此付出代價。再來我們定義效用函數 (utility function)  $u_i(C)$  或是  $u_i(c_i, C_{-i})$  如(3)式

$$u_i(c_i, C_{-i}) = \alpha - \sum_{j \neq i} f(c_i, c_j) \quad (3)$$

如果 $p_i$ 選擇網路中尚未有任何參與者使用的頻道，那麼他將可以獲得利益值 $\alpha$ 。倘若 $p_i$ 所選擇的頻道同時有其他參與者選擇，那麼 $p_i$ 可以獲得的利益值就變成 $\alpha$ 減去那些與 $p_i$ 使用相同頻道的參與者 $p_j$ 跟 $p_i$ 之間所必須付出的代價的總和。 $p_i$ 希望極大化自己的利益，既 $\max(u_i(c_i, C_{-i}))$ ，因此會去選擇較少參與者使用的頻道。

我們設定此賽局為動態賽局，即參與者選擇策略有先後順序之分，並且限制同一時間點只會有一個參與者改變策略。此賽局也是重複賽局，參與者可以不斷根據其他參與者的選擇決定是否要改變策略，直到所有的參與者都不想改變策略為止，此時的策略向量就稱之納許平衡 (Nash Equilibrium) (Mackenzie 2006)，在此向量下沒有任何一個參與者能因獨自改變策略而獲得更大的利益。值得一提的是一個賽局中可能存在一個以上的納許平衡，並非唯一。然而我們如何保證本賽局會達到納許平衡就是我們接下來要討論的部份。

### **Definition 1. 納許平衡**

若 $\forall p_i, i=1 \dots n$ ，使得 $u_i(c_i, C_{-i}) \geq u_i(c_i', C_{-i})$ ，則 $C = (c_1, c_2, \dots, c_n)$ 為納許平衡。

因為不會有兩個以上的參與者同時改變決策，所以參與者 $p_i$ 將它的決策從 $c_i$ 改變為 $c_i'$ 後的效用函數值可以表示如(4)式

$$u_i(c_i', C_{-i}) = \alpha - \sum_{j \neq i} f(c_i', c_j) \quad (4)$$

### **Lemma 1.**

當 $p_i$ 將它的決策從 $c_i$ 改變為 $c_i'$ 後，某個參與者 $p_j \neq p_i$ 的新的效用值為

$$u_j(c_i', C_{-i}) = u_j(C) + f(c_j, c_i) - f(c_i, c_i')。$$

證明 Lemma 1:



$$\begin{aligned}
\because u_j(C) &= \alpha - \sum_{k \neq j} f(c_j, c_k) \text{ 且 } u_j(c_i', C_{-i}) = \alpha - \sum_{k \neq j} f(c_j, c_k') \\
\therefore u_j(C) + \sum_{k \neq j} f(c_j, c_k) &= u_j(c_i', C_{-i}) + \sum_{k \neq j} f(c_j, c_k') \\
\Rightarrow u_j(c_i', C_{-i}) &= u_j(C) + \sum_{k \neq j} f(c_j, c_k) - \sum_{k \neq j} f(c_j, c_k') \\
\Rightarrow u_j(c_i', C_{-i}) &= u_j(C) + f(c_j, c_i) - f(c_i, c_i') \tag{5}
\end{aligned}$$

□

同時我們定義網路整體的效用函數總和以及  $p_i$  改變決策後的網路整體效用函數總和分別如(6)式與(7)式所示

$$U = \sum_i u_i(c_i, C_{-i}) \tag{6}$$

$$U' = \sum_i u_i(c_i', C_{-i}) \tag{7}$$

**Theorem 1.** 無論賽局進行的過程為何，本賽局終究會進入納許平衡點

證明 Theorem 1:

當  $p_i$  改變決策後，網路整體效用函數可以表示成  $p_i$  與其他參與者的效用函數值加總，如(8)式所示

$$\begin{aligned}
U' &= u_i(c_i', C_{-i}) + \sum_{j \neq i} u_j(c_i', C_{-i}) \tag{8} \\
&= u_i(c_i', C_{-i}) + \sum_{j \neq i} [u_j(C) + f(c_j, c_i) - f(c_j, c_i')] \\
&= u_i(c_i', C_{-i}) + \sum_{j \neq i} u_j(C) + \sum_{j \neq i} f(c_j, c_i) - \sum_{j \neq i} f(c_j, c_i') \\
&= u_i(c_i', C_{-i}) + U - u_i(C) - \alpha + \sum_{j \neq i} f(c_j, c_i) + \alpha - \sum_{j \neq i} f(c_j, c_i') \\
&= u_i(c_i', C_{-i}) + U - u_i(C) - u_i(C) + u_i(c_i', C_{-i}) \\
&= U + 2(u_i(c_i', C_{-i}) - u_i(C)) \\
\because u_i(c_i', C_{-i}) &> u_i(C) \\
\therefore U' &> U
\end{aligned}$$

因為網路整體效用函數總和不可能無限的增長，故經過有限次的策略轉換後必定會收斂，即達到納許平衡。□

前面我們假設同一時間點只會有一個參與者改變策略，若是同時間有兩個以上的參與者改變策略，我們就無法保證本賽局會收斂在納許平衡點。為了避免有多個參與者同時改變決策，我們規定每張介面卡要改變策略之前必須先等待一段 back-off time，時間

長短隨機產生並限制在某個值以下。當倒數完畢而且此時沒有其他介面卡欲改變策略，則允許改變策略，並將改變後的策略做廣播，否則再重新等待一段 back-off time。

#### 肆、模擬實驗

首先我們以 OLR (Operational Link Ratio)(Yen et. al. 2012)即 SIR Topology 中的鏈結數量佔 Physical Topology 中鏈結數量的比率作為效能評估的依據，如(9)式

$$OLR = \frac{\text{Number of links in SIR topology}}{\text{Number of links in physical topology}} \quad (9)$$

實驗的目的在探討我們所提出的方法在不同的介面卡數量與可用頻道數目下所產生的 OLR 數值，並且將此結果與其他頻道分配演算法所得的結果做比較。實驗先以隨機的方式決定 MAP 的位置，根據每個 MAP 的位置和傳輸半徑獲得 Physical Topology，再分別以不同的演算法來配置頻道。這些演算法包括了:(1)DGA，(2)chAlloc。頻道配置完後再根據每條鏈結的 SINR 值是否大於  $SINR_{threshold}$ ，得到 SIR Topology。Yen et. al. (2012)將  $SINR_{threshold}$  定義為網路中距離最遠的鏈結在未受到任何干擾時的 SINR 值，如果  $SINR_{threshold}$  的設定大於此值，則該鏈結即使未受到任何干擾也無法通訊，因此事先排除這種無法建立鏈結的原因，而在我們的實驗中也採用這種模型。

我們在 100 m×100 m 的區域中隨機設置 20 個節點並將傳輸半徑與干擾半徑設為 25 m。我們首先改變每個節點的可用頻道數，比較網路介面卡個數分別為 2 與 6 時的 OLR 值。圖 1、圖 2 為介面卡個數為 2 與 6 時的結果。由圖 1 中可以發現在可用頻道數 5 個以上時，我們的方法與 chAlloc 演算法的 OLR 值接近，而在圖 2 中也有類似的現象，這是因為我們所提的方法一樣使用鴿籠原理限制每張介面卡可以使用的頻道，避免任何鏈結兩端的節點因為沒有配置相同的頻道而無法傳輸。同樣的，因為上述特性，我們的方法會因為介面卡數量的限制導致 OLR 值在可用頻道數增加時反而趨於穩定，無法往上突破。但值得一提的是我們分散式的作法比起集中式的演算法在時間複雜度上更具優勢。再來，我們的方法不論是在介面卡個數為 2 或 6 時，其 OLR 值皆優於 DGA 演算法，這是因為 DGA 演算法是採用 Protocol Model 並未將網路中所有的干擾源列入，於是在計算 SIR topology 時會獲得比較差的結果。

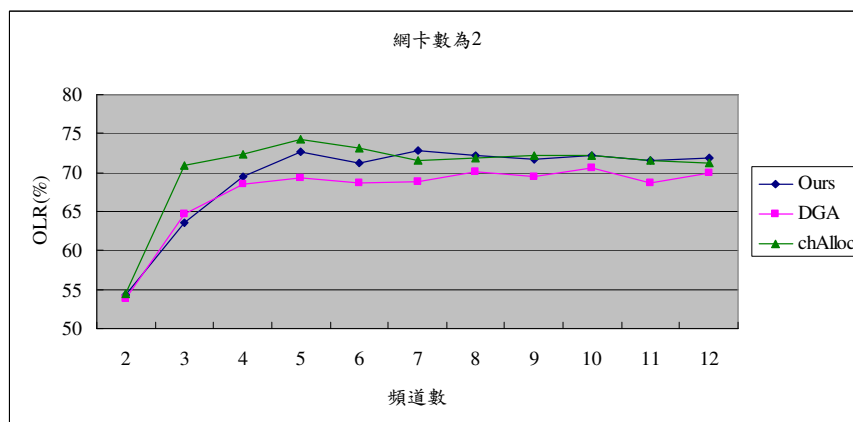


圖 1 不同頻道分配演算法在網路介面個數為 2 時的 OLR 值

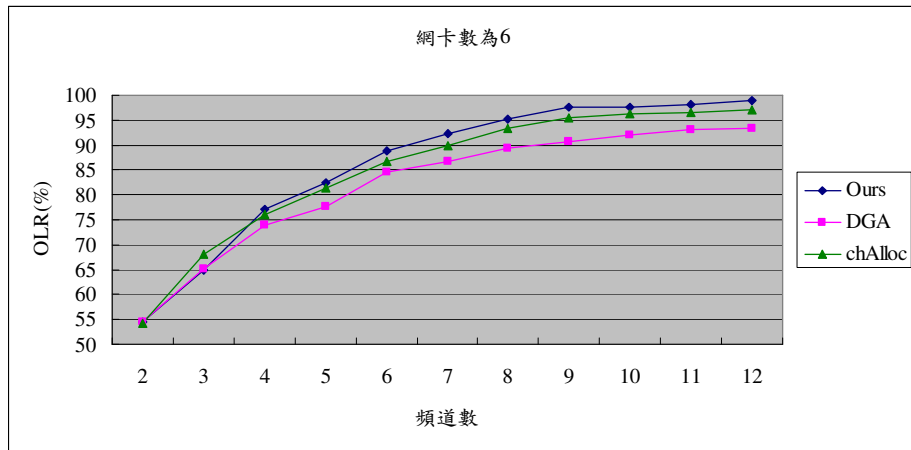


圖 2 不同頻道分配演算法在網路介面個數為 6 時的 OLR 值

其次我們改變每個節點的介面卡數目，比較頻道數目分別為 3 與 6 時的 OLR 值。從圖 3 中我們觀察到當頻道數為 3 時，每個方法在不同介面卡數目時的 OLR 值並無太大差異，這是因為可用頻道數不多而間接降低了這些方法在選擇可配置的頻道多樣性。而圖 4 將頻道數增加至 6 個，所以可達到的最大 OLR 值比起圖 4 更高。

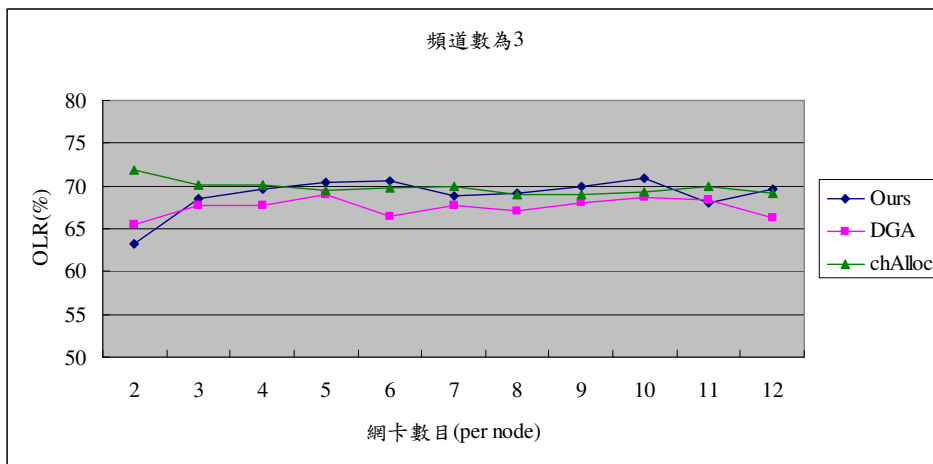


圖 3 不同頻道分配演算法在可用頻道數為 3 時的 OLR 值

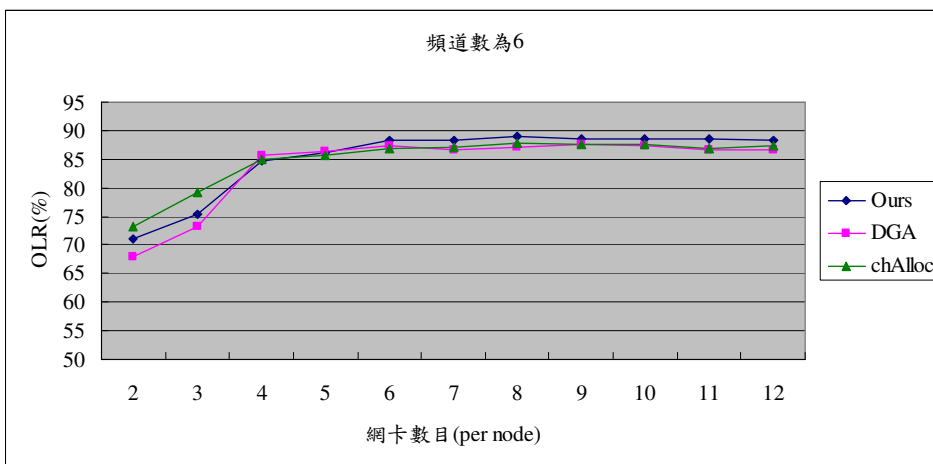


圖 4 不同頻道分配演算法在可用頻道數為 6 時的 OLR 值

接著我們探討本賽局在不同的介面卡數量與改變網路中的可用頻道數下的策略轉換次數。此外，我們也與同樣是以賽局理論為基礎的 DGA 演算法在不同介面卡數目下的策略轉換次數做比較。

我們一樣在  $100\text{ m} \times 100\text{ m}$  的區域中隨機設置 20 個節點並將傳輸半徑與干擾半徑設為 25 m。圖 5 是將網路頻道數目固定在 12，比較不同的介面卡數目對策略轉換次數的影響。每項數據皆為進行 10 次實驗後取平均。從實驗中我們發現轉換次數在介面卡數目為 7 後趨於穩定，這樣的現象也跟我們將可用頻道數量限制再不多於網路介面卡個數乘於二減一的設定有關，不論是介面卡數目為 7 或 8 在可用頻道數量上皆是 12 個。圖 6 則是將網卡數目固定為 4 個，比較比較不同的頻道數目對策略轉換次數的影響。我們發現轉換次數在頻道數為 7 時趨於穩定，這同樣也與我們為了保證鏈結兩端的節點都有配置相同的頻道而限制可用頻道的使用有關。在圖 7 中我們與 DGA 演算法做策略轉換次數的比較。我們將網路頻道數目固定在 12，比較在不同的介面卡數目時的轉換次數差異。很明顯的 DGA 演算法所需的轉換次數較低，這是因為該演算法限制每條鏈結只能使用特定頻道一次，之後不可以在選回該頻道來保證演算法的穩定性的關係。隨然我們的方法所需的轉換次數較高，但隨著硬體設備的進步及計算能力的增強，此缺失在未來定能獲得很大的改善。

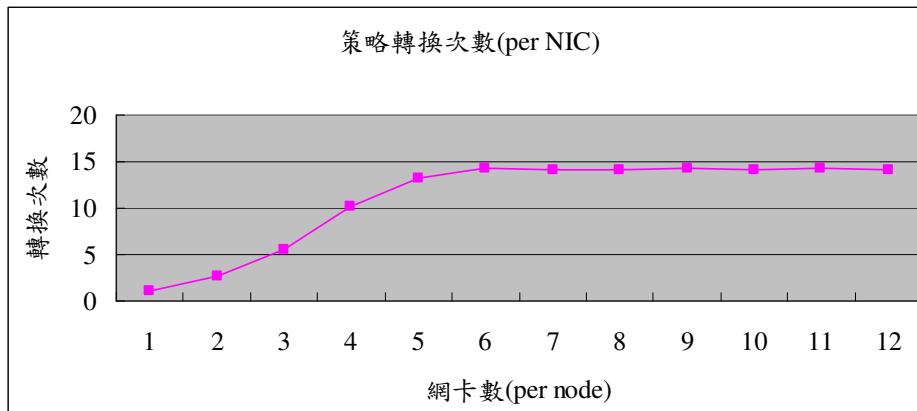


圖 5 本賽局在不同網卡數下的策略轉換次數

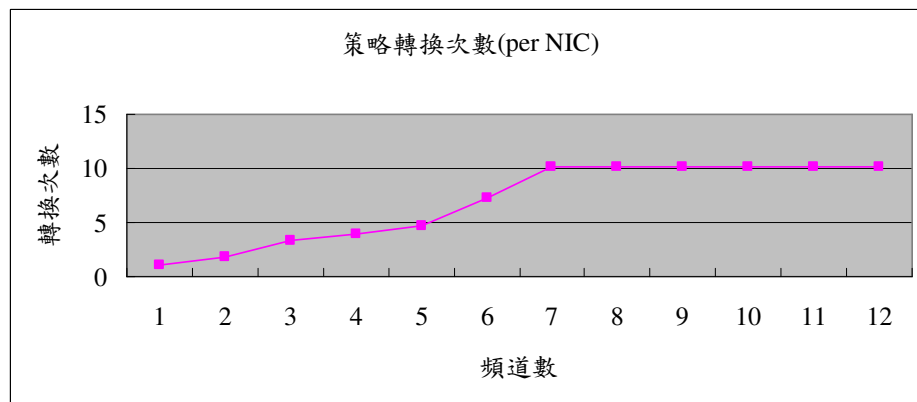


圖 6 本賽局在不同可用頻道數下的策略轉換次數

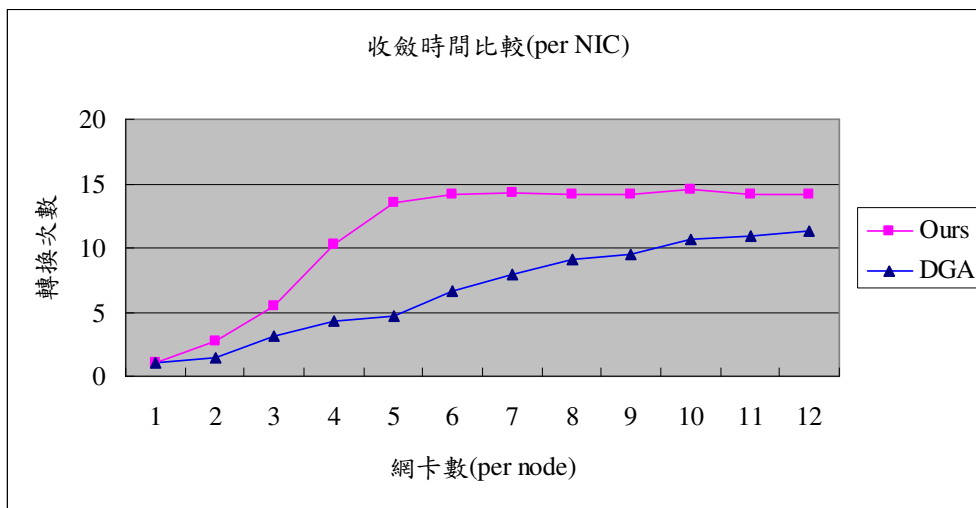


圖 7 不同演算法在不同介面卡數目時的策略轉換次數

### 伍、結論

由於無線訊號傳輸的特性，無線網路中的資料產出量可能會因為同頻干擾、資料碰撞、以及頻道競爭而降低。頻道配置探究如何為每個無線介面卡選擇通訊通道，以提高資料產出量及降低干擾。以往多數的研究都是採用較簡化的 Protocol Model 干擾模型，在本篇論文中我們採用 Physical Model 干擾模型並且使用賽局理論的角度來探討無線網狀網路中的頻道配置問題。我們所提出的賽局將干擾視為介面卡在選擇頻道時必須付出的代價，所以介面卡會去選擇干擾較低也就是所需付出代價較少的頻道。另一方面，為了避免此架構下的頻道配置結果過於分散，我們也限制了每張介面卡可以選擇的頻道。

從實驗中我們發現我們所提出的方法比起 chAlloc 集中式演算法在效能上雖然並無特別優異，但是我們所採用的分散式作法在時間複雜度方面具有優勢，而這優勢在提高服務範圍很大且網路中節點很多時的網路服務品質有很大的幫助。在策略轉換次數上雖然比起 DGA 演算法來的多，但是該方法是採用 Protocol Model，在干擾的計算上並不精確。我們也藉由實驗得知我們所採用 Physical Model 的方法在 OLR 方面優於 DGA 演算法許多。未來我們可以針對 back-off time 的設計機制做研究，希望可以透過更合適的 back-off time 機制來提升賽局收斂的速率。

### 參考文獻

1. I. F. Akyildiz, X. Wang, and W. Wang, "Wireless mesh networks: a survey," *Computer Networks*, vol. 47, no. 4, pp. 445-487, Mar. 2005.
2. J. D. Camp and E. W. Knightly, "The IEEE 802.11s Extended Service Set mesh networking standard," *IEEE Communications Magazine*, vol. 46, pp. 120-126, Aug. 2008.
3. H. T. Friis, "A Note on a Simple Transmission Formula," *Proc. IRE*, vol. 34, no. 5, pp. 254-256, May 1946.
4. S. M. Faccin, C. Wijting, J. Knecht, and A. Damle, "Mesh WLAN networks: concept and system design," *IEEE Wireless Communications*, vol. 13, pp. 10-17, Apr. 2006.

5. K. Jain, J. Padhye, V. N. Padmanabhan, and L. Qiu, "Impact of interference on multi-hop wireless network performance," *Wireless Networks*, vol. 11, no. 4, pp. 471-487, July 2005.
6. P. Kyasanur and N. H. Vaidya, "Routing and interface assignment in multi-channel multi-interface wireless networks," *IEEE Wireless Communications and Networking Conference*, vol. 4, pp. 2051-2056, 2005.
7. B. J. Ko, V. Misra, J. Padhye, and D. Rubenstein, "Distributed channel assignment in multi-radio 802.11 mesh networks," *IEEE Wireless Communications and Networking Conference*, pp. 3978-3983, 2007.
8. J. Lee, S. J. Lee, W. Kim, D. Jo, T. Kwon, and Y. Choi, "Understanding interference and carrier sensing in wireless mesh networks," *IEEE Communications Magazine*, vol. 47, no. 7, pp. 102-109, July 2009.
9. A. Mackenzie, *Game Theory for Wireless Engineers*, 1st ed., Morgan & Claypool Publishers, May 2006.
10. K. N. Ramachandran, E. M. Belding, K. C. Almeroth, and M. M. Buddhikot, "Interference-aware channel assignment in multi-radio wireless mesh networks," *Proc. 25th IEEE International Conference on Computer Communications*, pp. 1-12, 2006.
11. A. Raniwala, K. Gopalan, and T. Chiueh, "Centralized channel assignment and routing algorithms for multi-channel wireless mesh networks," *ACM SIGMOBILE Mobile Computing and Communications Review*, vol. 8, no. 2, pp. 50-65, 2004.
12. J. So and N. Vaidya, "Multi-channel MAC for ad hoc networks: handling multi-channel hidden terminals using a single transceiver," *Proc. ACM Mobihoc*, pp. 222-233, 2004.
13. A. P. Subramanian, H. Gupta, S. R. Das, and J. Cao, "Minimum interference channel assignment in multiradio wireless mesh networks," *IEEE Transactions on Mobile Computing*, vol. 7, no. 12, pp. 1459-1473, 2008.
14. H. Skalli, S. Ghosh, S. K. Das, L. Lenzi, and M. Conti, "Channel assignment strategies for multiradio wireless mesh networks: issues and solutions," *IEEE Communications Magazine*, vol. 45, no. 11, pp. 86-95, 2007.
15. S. Subramaniam and R. A. Barry, "Wavelength assignment in fixed routing WDM networks," *IEEE International Conference on Communications*, vol. 1, pp. 406-410, 1997.
16. J. Xiao, N. Xiong, L. T. Yang, and Y. He, "A joint selfish routing and channel assignment game in wireless mesh networks," *Computer Communications*, vol. 31, no. 7, pp. 1447-1459, 2008.
17. L.-H. Yen, K.-W. Huang, and V. Leung, "Link-preserving interference-minimization channel assignment in multi-radio wireless mesh networks," *Proc. IEEE Int'l Conf. on Communications*, June 2012.

# Channel Assignment in IEEE 802.11 Multi-channel Multi-radio

## Wireless Mesh Networks: A Game Theoretic Approach

Yuan-Kao Tai

Dept. of Computer Science & information Engineering, Nation University of Kaohsiung  
Kaohsiung, Taiwan 811, R.O.C.  
m0995512@mail.nuk.edu.tw

Li-Hsing Yen

Dept. of Computer Science & information Engineering, Nation University of Kaohsiung  
Kaohsiung, Taiwan 811, R.O.C.  
lhyen @ nuk.edu.tw

### Abstract

In this paper, we have proposed a channel assignment game in multi-radio and multi-channel wireless mesh networks that can help decrease co-channel interference. In this game, we consider network interface cards as players with channels as their strategies. The cost associated with each strategy is the resultant co-channel interference. The objective of each player is to maximize his own utility. We have proved that this non-cooperative game always end with pure nash equilibrium. For reserving connectedness, our algorithm restricts the number of available channel by exploiting the pigeonhole principle. Simulation results show that, our distributed game approach not only can be compared with the centralized approach, but also performs better then other distributed approach.

Keywords: Wireless Mesh Networks (WMNs), channel assignment, game theory