

於無線行動感測網路中結合 Spatial Full Coverage 與電量平衡 Temporal Full Coverage 之技術

朱威誠
淡江大學

491191291@s91.tku.edu.tw

張志勇
淡江大學

cychang@mail.tku.edu.tw

摘要

Coverage 在無線感測網路(WSNs)中是一項很重要的議題。然而，spatial full coverage 必需有足夠的感測器其覆蓋範圍才能監控整個感測區。當感測器數量不足以補滿空間上的空洞時，先前的學者提出 Temporal Full Coverage 的概念，利用移動式感測器的移動使空洞達到搬移效果將可使空間上的每一點在一固定時間內達到 spatial full coverage。然而，若只有某些固定的移動式感測器在移動，對整個網路環境而言並無法達到電量平衡的目的。本論文在一感測器數量不足的環境中，讓感測器沿著規畫的路線移動，使空洞能夠被均勻地搬移到網路中各個地方，以分散式的技術達到 Temporal Full Coverage 及電量平衡的目的。實驗數據顯示，本論文發展的技術在電量平衡及省電的保證下，有效改善事件被偵測的機率。

一、介紹

近年來，無線感測網路具有非常廣範的應用，包括環境監控、軍事、追蹤、醫療用途等[1][2][3]。在眾多的研究中，電量平衡和覆蓋面積的維護一直是很重要且最基礎的研究議題[4]，而被感測範圍所覆蓋的面積與服務品質(QoS)[5]更是息息相關。然而，無線感測網路可能因佈點不均、感測器因毀損而群體失去工作能力，或是環境中不可預期的災害，如火災、動物遷徙、強風吹襲等原因而造成監控品質的降低。因上述各種原因所造成網路環境的空洞，將無法執行監控的工作，並影響封包傳送的路徑。因此如何提高網路覆蓋的品質一直是個很重要的議題。

監控區的完全覆蓋可被分為空間與時間上兩種。空間上的完全覆蓋意指環境中的任一點在任一時間都可被感測器所感測，而時間上的完全覆蓋則為環境中任一點在每個週期內都可被持續偵測一段固定的時間。空間上的完全覆蓋可由密集佈點達成。於之前的研究[6][7]中，其假設無線感測網路為密集佈點，並從中選出一組感測器全天候工作，而此組感測器可達到空間上的完全覆蓋。但是，當網路中有空洞產生時，[6][7]便無法繼續維持空間上的完全覆蓋。為了克服上述問題，放置具移動能力的感測器以達到空間上的完全覆蓋便成為一項新的研究議題。近年來，以移動式感測器提升網路的覆蓋品質已經有許多研究，其主要可分為分散式與集中式兩類。研究 [8][9][10] 利用 Voronoi

diagrams [11]來偵測通訊範圍內的空洞，並使移動式感測器以分散式的計算並移動到最適合的地點以填補空洞。但上述的研究無法處理通訊範圍外的大型空洞。在[12]與[13]的研究中，它們以集中式的方式來計算空洞的大小，並收集所有移動式感測器的資訊來填補空洞。不論集中式或分散式的技術，以上所提及的做法都需要多餘的移動式感測器始能達到空間上完全覆蓋的目的。

除了空間上的完全覆蓋之外，另一類研究 [14][15]探討如何以靜態或是移動式感測器來達到時間上的完全覆蓋。為了提升網路的壽命，Gui 和 Mohapatra [14] 安排靜態感測器的醒睡機制，使網路達到時間上的完全覆蓋。不過此技術需要數量足夠的感測器才能覆蓋監控區。為了改善它的效能，[15] 把移動式感測器放置到網路中，並讓移動式感測器持續移動，如此一來，原本未被覆蓋的區域便可在一固定的時間內被感測，以達到時間上的完全覆蓋。但是，[15]並沒有考慮到電量平衡的問題，這將導致感測器的電量消耗不均而使網路壽命縮短。

電量平衡在無線感測網路中一直是很重要的考量，由於感測器均以電池來供應其所需的電量，所以如何達到電量平衡以延長整個網路的生命期已成為協定設計的重要關鍵。Wang et al.在[16]中提出一套以電量平衡為考量的空洞診療法。它從多餘的移動式感測器與空洞間以接力的方式讓感測器移到適當的位置，但此做法只能解決小於感測範圍的小空洞，並不能處理大型空洞。除此之外，它也必需有多餘的感測器才能達到 Full coverage 的要求。研究[17]所提出的空洞搬移技術考慮到了電量平衡的問題。每一個空洞都會被拉成一個帶狀來進行搬移，由於參與空洞搬移的感測器數量多，因此搬移時的總耗電量都能被平均分散到這些感測器。但由於空洞被拉成帶狀後只能上下或左右移動，因此參與空洞搬移的感測器是固定的，並無法達到完全的電量平衡。

本論文擬在一感測器數量不足以滿足 Spatial Full Coverage 的環境下，發展一 Temporal Full Coverage 之維護技術，在電量平衡及低耗電量的考量下，利用移動性感測器將空洞平均的搬移，使監控區中任何一點在一固定週期期間內都能被感測器的感測範圍所覆蓋，以達到提高監控品質及事件偵測的機率。

本論文的章節架構如下。第二章節將討論本論文的相關研究，而第三章節將描述我們要解的問題

以及網路的環境。第四章節將會詳細敘述本論文所提出的基本技術。而電量平衡的空洞搬移技術會在第五章做討論。此外，第六章為延伸的網路應用。實驗以及分析的部份將在第七章節中呈現。最後，第八章節對本論文做一個總結。

二、相關研究

Coverage 在無線感測網路中為一重要的研究議題。當網路經過一段時間之後，有的感測器會因電量耗盡或是遭到外力破壞而無法繼續工作，使得網路中出現一些大小不同的空洞。這些空洞將會導致某些位於此處的目標或事件無法被偵測，為解決此問題，許多先前的研究致力於維護 Full Coverage 之研究。本章節將針對近年來從事於維護 Full Coverage 的相關研究進行探討。研究[15]利用具移動能力的感測器增加目標物在一段時間內被偵測到的機率，但每個移動感測器是任意移動，使它們偵測到空洞中的目標物機會仍是有限。此外，若目標物與感測器的移動方向相同，則感測器仍是無法感測到目標物。另一項重要的因素即電量平衡，研究[15]雖然增加了目標物或事件被偵測的機率，但每個移動式感測器由於持續移動的關係，導致其電量急速耗盡，降低網路的壽命。

針對電量平衡，研究[16]以接力移動的方式達到此目標。首先，它把監控區切成許多格子，每個格子選出一個 header 感測器當作代表，其餘同格內的感測器為此格多餘的感測器。當多餘感測器的數量計算完之後，格子間會以 header-to-header 的方式把多餘感測器的訊息朝橫向傳送，使同列中的 header 都能知道彼此多餘感測器的訊息。當監控區中某個格子需要增加感測器時，此格的 header 會朝直向發送它的要求，使同行中的 header 都能知道此格的要求。利用 Quorum 的概念，多餘感測器的訊息以及要求必定會相交於一格，由於每格都知道同列格子中的多餘感測器訊息，所以相交的格子可以知道哪裡有多餘的感測器，再把此要求送達有多餘感測器的格子。多餘感測器收到要求後，它並不直接移動到發送要求的格子內，而是以接力的方式，朝著此格的方向移到鄰近移動式感測器的位置，再通知此感測器朝目的地前進。雖然研究[16]在接力方面達到了電量平衡，但在偵測空洞方面，它只能處理小於感測範圍的小空洞，對於大型空洞則束手無策。不僅如此，它也需要多餘的感測器才能進行移動補空洞。簡而言之，在大空洞與感測器數量不足的情況下，研究[16]便無法運作。

研究[17]針對網路中的空洞以 virtual force 的技術使空洞四周的移動式感測器移到空洞處並填補這些空洞。當感測器移動之後，它原本所處的位置將產生新的空洞。若以空洞的角度去看，便如同空洞移動到此感測器的地方，使空洞搬移的行為具體化。當空洞搬移之後，原本無法被偵測到的目標或事件便可被移過來的感測器所偵測。但在監控區中所監控的目標可能是會移動的(如動物)，若目標

物移到新產生的空洞區時，網路中的感測器便又無法偵測此目標物。因此，空洞必須週期性地搬移，以增加移動性的目標物或事件被偵測的機會。

針對空洞搬移的方式而言，研究[17]認為當空洞形成一條帶狀時，其搬移的總耗電量最能夠平均分散在參與移動的感測器中。這是因為帶狀移動能夠使參與移動的感測器數量增加，當移動的總耗電量固定時，參與的感測器越多，則每個感測器所分到的耗電量也就越少，使整體網路的壽命提升。但當空洞被搬移成一條帶狀時，其移動方式為上下或左右，使空洞移動的範圍被限制在一固定的地方，意即只有固定的感測器在參與空洞搬移的動作。就整體網路而言，並未完全達到電量平衡的要求，參與空洞搬移的感測器將較其它的感測器更快耗盡其電量。此外，因空洞過渡集中於一帶狀，若目標或事件發生在空洞移動的路線上時，其被偵測的機會也將大幅縮減。

為了改善上述的問題，本論文提出一 grid-based 的空洞移動技術，使空洞能夠平均且分散式地在網路上的各個地方移動，以達到電量平衡的目的。此外，大型空洞也能夠被切成許多小空洞並分散於網路中流動，以提升網路中目標或事件被偵測的機會，由於被監控之目標物或是事件大部份都是區域性的，當大空洞變成多個小空洞而分散在網路中不同的地方時，即使小空洞無法進行感測的工作，但小空洞四周的感測器還能夠維持正常的運作，使事件被感測到的機會大增。

三、網路環境與問題探討

本章節將介紹本論文的網路環境及擬解決的問題。我們假設監控區為一方型，每個感測器都具有移動能力，其通訊半徑 r_c 為感測半徑 r_s 的兩倍，且每個感測器已知自己及一步鄰近感測器的位置資訊。當網路運作一段時間後，感測器將可能因電量耗盡或是外力破壞而無法工作，使監控區出現一些大小不同的空洞，而網路中的感測器數量已不足以達到完全覆蓋之能力。在網路重新被佈建前，為增加事件被偵測的機率，本論文擬發展空洞的搬移的策略以同時達到 temporal full coverage 及電量平衡的目的。

在解決此問題時，將遭遇許多挑戰。首先，當網路中出現空洞時，感測器會利用偵測空洞的方式來判斷是否要填補身邊的空洞。但由於每個感測器只有一步鄰居的資訊，所以當較大的空洞存在時，其四周的感測器將同時移動至此一空洞，造成空洞重覆填補的問題。此時，將因感測器覆蓋重疊區過多而造成網路中的空洞增多。除上述困難外，由於每個感測器僅具有一步鄰居的資訊，欲以分散式的技術將空洞均勻地在網路中移動，以提高事件被偵測的機率，將是一大挑戰。

為了解決因空洞四周的感測器無法互相通訊而造成空洞重覆填補的問題，每個感測器必須要有一固定的移動模式。當感測器偵測到空洞之後，若

填補此空洞的路線並非事先規劃好的路徑，則此感測器並不移動。如此一來，將可避免空洞重覆填補的問題。此外，根據規劃好的路線，我們也可以讓空洞均勻地在網路中流動以達到分散空洞及電量平衡的目的，進而提升事件被偵測的機率。於下一章節中，我們將會詳細說明解決此兩問題的技術細節。

四、電量平衡之 Temporal Full Coverage 技術

在敘述本論文的做法之前，我們先定義 temporal full coverage，以便後續的討論。

定義一：Temporal Full Coverage

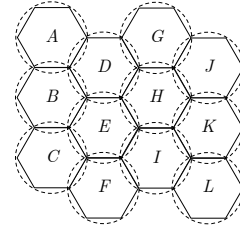
監控區中的任一點，其成為空洞(或喪失感測能力)的時間不能持續超過 t_h ，且至少要被持續感測 t_d 時間， t_h 與 t_d 皆是網路建立前所設的給定值。

本論文所提出的技術，將分成下列幾個部份：網路切割與路線規劃、自我空洞處理、監護空洞處理、診療排班。

(一) 網路切割與路線規劃

於前一章節所提，在網路初始化時必需先將網路以地理位置資訊切割成許多大小相同的格子，以方便規劃空洞搬移的路線。切割的格子形狀將影響監控的品質，以下分別對常見的方形及六角形這兩種切割形狀進行討論。若將網路切成許多大小相同的正方形，並以這些方形為單位來探討我們的問題。其中一個方形代表一個感測器的監控範圍，為了確保相鄰方格之間能夠互相通訊，且對角方格間沒有空洞存在，所以方格的邊長為 $\sqrt{2}r_s$ 。這將造成鄰近感測器間的感測範圍重覆覆蓋面積為 $(2\pi - 4)r_s^2$ 。在另一方面，若網路切格的最小單位為六角形，其形狀將較方形更接近圓形，因此其所造成的感測重疊面積為 $(2\pi - 3\sqrt{3})r_s^2$ ，遠小於方形。此外，六角形也是除了方形與三角形外能夠完全密合以填滿空間的形狀。因此，在網路切割時，網們將以一個六角形代表一個感測器負責監控的範圍，意即感測器的所在地為六角形中心點。為了確保每一個感測器能夠與六個方向的鄰居通訊，且使感測器間的感測重疊區域達到最低以減少成本，因此六角形的每個邊長為 r_s 。

當格子的形狀確定之後，我們將規劃感測器的移動路徑。首先，當感測器往空洞的方向進行填補時，原本它所處的地方便產生新的空洞，在觀念上，如同是空洞與感測器間交換位置，換句話說，空洞的移動路徑與感測器的移動路徑恰巧相反。為了敘述方便，後續論文中所提的路徑皆指空洞的移動路徑，且空洞與感測器相同以一個六角形為單位。



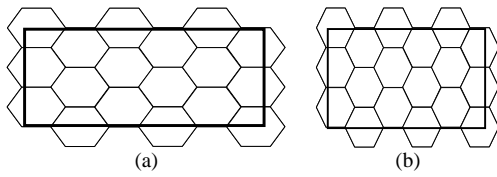
圖(一)：六角形的切割方式。

不論是感測器或空洞，這種以六角形為單位的假設都只是為了方便路徑規劃的說明，並非環境上的假設。根據之前提到的目標，欲使空洞在網路中均勻地移動，當網路被切成許多格子後，每個格子之間必需要以一筆畫的方式連貫起來，而這一筆畫的路線便是空洞移動的路徑。如圖(一)所示，路線A-B-C-F-E-D-G-H-I-L-K-J即為符合我們所需的一筆畫原則。但是當路線畫到最後一個格子J時，它卻無法與A連接起來，使得空洞必須再逆著路線或是變換向下的蛇行走回去。如此一來，格子G、H或K便很快地又形成了空洞。以長時間來看，這種路徑的確是達到了 temporal full coverage，空洞也能夠均勻地在網路中移動。但以短時間來看的話，G、H和K與其它格子比起來便顯得很不公平。若事件發生在這三格的話，則被偵測的機會便小很多。

因此，我們不僅要遵守一筆畫原則，還要讓頭尾相連。路線A-B-C-F-I-L-K-J-G-H-E-D正符合所有要求。這代表當空洞沿著此路線移動時，不管是長期還是短期，皆能使空洞拜訪各格子的週期時間相同，每個格子出現空洞的機會與時間都是一樣的。以感測器的觀點來看，它們要逆著空洞的移動路線移動，所以每一個六角形都只有一個固定的移動方向。當位於格子B的感測器偵測到A與D有空洞時，它只能往格子A移動，使空洞由A移到B，完全不理會D的情況，如此一來便能完全避免空洞重覆填補的問題，因此格子B便像是格子A的監護人。假設監控區共被切成 n 個六角形，從最左上角開始，沿著空洞移動的路徑由 C_0 編到 C_{n-1} ，則 $C_{(i+1)\%n}$ 為 $C_{i\%n}$ 的監護格， i 從1到 n ，且監護與被監護是一對一的關係。為了之後寫法上的方便，我們直接以 C_{i+1} 代表 C_i 的監護格。雖然此路線達到了我們要的標準，但卻多了一個限制，即格子要為偶數行，因為偶數行才能使往上與往下的路線達到相同數量，讓頭尾相連。

雖然監控區為一方形，但並不能保證可以以完整的正六角形填滿，再加上行數必需要為偶數，所以我們的六角形必須配合監控區的大小進行壓縮的動作。所謂壓縮的動作即壓扁或壓瘦的行為，但不論如何壓縮，每個六角形的大小必須是相同的。此外，為了降低感測範圍的重疊區域，壓縮的程度必須越小越好，這樣才能避免六角形經壓縮之後數量大增。圖(二)為兩種壓縮後的結果，(a)與(b)分別為高度壓縮與寬度壓縮。值得注意的是，於寬度壓縮的部份，必需壓進偶數行使得空洞搬移的路徑能

夠頭尾相連，達到一筆畫的原則。



圖(二)：六角型壓縮的示意圖。

(二) 自我空洞處理

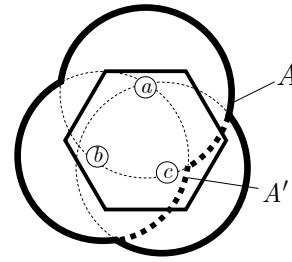
空洞的搬移是在感測器偵測到有空洞時才會進行的動作，所以在這章節裡，我們將詳述感測器是如何處理空洞的。首先，我們把空洞的處理方式分為自我空洞處理及監護空洞處理，自我空洞處理意指處理自己所待的格子內之空洞，而監護空洞處理的對象則是監護的格子。於空洞沿著上述的路徑被搬移之前，若每個感測器能夠先自行處理自己格子內空洞，則不必由監護格子內的感測器來處理，如此一來便能減少感測器花在移動上的耗電量，因為格子內的移動距離小於格與格之間的移動距離，因此自我空洞的處理必須在監護空洞處理之前。為了進行自我空洞的處理，每個感測器都必須進行兩個步驟：自我空洞偵測與自我空洞診療。

A. 自我空洞偵測

在同一個格子內的感測器都會進行自我偵測的動作，只要有一個感測器偵測到有空洞並對空洞進行處理即可。假設某一感測器 s 位在格子 C_i 內，感測器 s 以自己為圓心，感測距離 r_s 為半徑之圓 $c(s, r_s)$ 與格子 C_i 會之交點數可用來判斷空洞是否存在的依據。零個交點代表圓 $c(s, r_s)$ 剛好覆蓋住格子 C_i ，意即格子 C_i 是沒有空洞的。若有交點，則情況又分為兩種，一種是與六角形頂點相切的交點，另一種是與邊的交點。當所有交點都是與頂點相切的交點時，代表圓 $c(s, r_s)$ 可以完全覆蓋住格子 C_i ，因此格子 C_i 沒有空洞。若存在與邊的交點，則表示感測器 s 無法完全覆蓋住格子 C_i ，因此剩餘的空洞要由其它同位於格子 C_i 內的感測器來幫忙覆蓋。判斷是否有覆蓋住剩餘空洞很簡單，只要格子 C_i 內的其它感測器所形成的感測圓能蓋住圓 c_s 與格子 C_i 邊的交點，則對於感測器 s 而言，格子 C_i 是沒有空洞的。因此，若格子內有空洞且有感測器存在時，至少會有一個感測器能夠偵測到空洞。在這裡，我們只考慮一個格子的情形，不討論其它格子的感測器是否能幫忙覆蓋，因為自我偵測的目的是要讓格子內的感測器自行填補空洞，而不需依靠他格的感測器以達到節省電量的目地。

自我偵測法則：若格子 C_i 內的感測器 s ，其感測圓外框與格子 C_i 的邊有相交，當任一交點無法被同格內的其它感測器感測圓覆蓋時，則感測器 s 判定格子 C_i 存有空洞。

定理一：自我偵測法則可分散式地正確偵測出自身網絡是否存在空洞。



圖(三)：六角形被覆蓋的情形。

證明：因為六角形邊長小於或等於 r_s ，所以感測器的感測圓面積必定大於六角形面積。若感測圓的外框不與格子的邊相交，代表感測圓可完全覆蓋格子。現在我們以圖(三)為例，若把格子內所有感測器的感測圓聯集起來，所形成的區域稱為 A ，其面積同樣大於格子面積。當 A 的外框(圖中的粗黑實線)不與格子的邊相交時，代表格內沒有空洞。反之，若把圖中的感測器 c 拿掉，則粗黑虛線為 A 的外框之一，它會與邊相交，因此格子有空洞。由於 A 的外框是由格內所有感測器的部份感測圓外框所聯集起來，所以 A 與格子邊相交的外框為某一感測器的感測圓外框。此交點因為不被其它感測圓覆蓋的關係，所以位在 A 的外框上，故得證。

事實上，上述的證明也同時說明了交點不被覆蓋與空洞的存在是互為充要條件。

B. 自我空洞診療

在自我診療的過程中，同格內的感測器會從中選出一最適合填補空洞的感測器，此選擇的標準須以電量平衡為準則。換句話說，當自我診療結束後，格子內的感測器剩餘電量差距必須越小越好。當最適合填補空洞的感測器被選出來之後，為了確保它移動後一定可以補滿格子內的所有空洞，所以它會移到格內某一點 p ，使它的感測圓可以在最少移動距離的條件下剛好完全覆蓋住格子以減少移動耗電量。接下來，我們將說明如何選擇最適合的人選。

假設 $E'(s, C_i^p)$ 代表感測器 s 移到 C_i 內某一點 p 後剩餘的電量， $s \in S_i$ ， S_i 代表格子 C_i 的感測器集合。在此，我們定義 $E(s)$ 為感測器 s 目前的剩餘電量， e_m 為感測器移動一單位距離所消耗的電量， $d(s, p)$ 則是感測器 s 與點 p 的距離，我們很容易可得知下式成立： $E'(s, C_i^p) = E(s) - e_m d(s, p)$ 。為了敘述上的方便，我們以 E 代表一個感測器的目前電量， E' 為移到感測圓可完全覆蓋自己格後剩餘的電量。很明顯地，若要盡量達到電量平衡，則 E' 最大的感測器為最適合的移動補洞人選，因為這不僅可降低同格內感測器的電量差距，也可提高網絡的平均壽命，我們以 s'_{max} 代表此感測器。根據自我偵測法則，並非同格內的所有感測器都能偵測到空洞，因為格內空洞並非與所有感測器相鄰，使這些感測器其感測圓外框與格子的交點位在其它感測器的感測範圍內。為了計算 E' 以選出 s'_{max} ，當感測器

$s \in S_i$ 偵測到格子 C_i 的空洞後，它會發一個廣播告知 S_i 空洞訊息。 S_i 收到廣播之後，以分散式的方式來各自以自己的座標及電量去計算 E' ，最後再利用廣播的方式去交換彼此的 E' ，便能自行判斷是否為 s'_{max} 以進行移動。

(三) 監護空洞處理

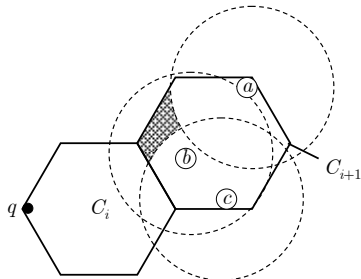
於自我空洞處理完之後，監護空洞處理一樣被分為兩部份：監護空洞偵測與監護空洞診療。

A. 監護空洞偵測

由於經過自我空洞診療之後，每一個有感測器的格子其空洞都會被補滿，所以若格子內有感測器，則它不存有空洞。如前所述， C_{i+1} 為 C_i 的監護格，意即 C_i 的空洞只能由自己或是 C_{i+1} 來填補。當 C_i 有感測器時，便可自行處理空洞，不需依賴 C_{i+1} ，但若沒有感測器在 C_i 裡，則它的空洞只能靠 C_{i+1} 來幫忙。因此 C_{i+1} 只要判斷 C_i 裡面否有感測器即可。此外，由於通訊半徑為感測半徑的兩倍，所以經過自我空洞診療後，若兩相鄰格子內都存有感測器的話，必有一對感測器可互相通訊。

監護偵測法則：若格子 C_{i+1} 內的所有感測器皆無法與格子 C_i 內的感測器通訊，則格子 C_i 有空洞，且需要格子 C_{i+1} 的幫忙。

B. 監護空洞診療



圖(四)：監護診療的示意圖。

當監護偵測結束且偵測到空洞後，監護格會對被監護格採取監護診療的行為。同樣地，監護診療也必須盡量達到電量平衡的目標，所以電量的計算仍是關鍵所在。以下，我們將以格子 C_{i+1} 與格子 C_i 來做敘述其運作細節，其中，格子 C_{i+1} 已偵測到格子 C_i 有空間。

為了確保格子 C_i 的空洞能夠被完整搬移或補滿，格子 C_{i+1} 的感測器 s 必須移到格子 C_i 的某一點 p ，使得 s 能夠在最少移動距離的情況下把 C_i 以感測圓完全覆蓋。假設 $E''(s, C_i^p)$ 表感測器 $s \in S_{i+1}$ 移到格子 C_i 內的點 p 後剩餘的電量，我們以 E'' 表示監護格的感測器移到被監護格點 p 後剩餘的電量，則下式成立： $E''(s, C_i^p) = E(s) - e_m d(s, p)$ 。基於電量平衡的理由， E'' 值最高的感測器為最佳移動人選，我們以 s''_{max} 表示。事實上，感測器由格子 C_{i+1} 移到格子 C_i 所遭遇的挑戰並不單純。以圖(四)為例，格子 C_{i+1} 內有感測器 a, b, c ，三個圓為各自的感測範圍，格子 C_i 有空間且需格子 C_{i+1} 的感測器來協助填

補空間。若 s''_{max} 為感測器 b ，則當它移到格子 C_i 進行空間診療後，格子 C_{i+1} 內的灰色區塊便成為新的空間，此空間會由感測器 a 或 c 來填補，這樣的填補方式可能並非為最省電。換句話說，我們不能只考量 E'' ，還要考慮到當 s''_{max} 移走後，其它的感測器為了填補所產生的新空間而消耗的電量，反之，若 s''_{max} 移走後不會產生空間，則不需考慮此問題。

我們以圖(四)做說明。假設感測器 a, b, c 的 E' 分別為 80, 100, 95， E' 為 50, 90, 70， E'' 則是 0, 50, 44，當我們以 E'' 為優先考量時， s''_{max} 為感測器 b 。在感測器 b 移到格子 C_i 之後，會產生灰色區塊的空間。這時候，感測器 a 和 c 會根據 E' 來決定是否要進行填補。比較的結果，感測器 c 為 s'_{max} 。最後，感測器 a, b, c 的剩餘電量分別為 80, 50, 70，總耗電為 75。試考慮另一作法，若這次我們讓感測器 c 移到格子 C_i ，而感測器 b 補自己格空間，則感測器 a, b, c 最後的剩餘電量為 80, 90, 44，總耗電為 61。以總耗電量的觀點來看，第二種組合為優，但若以電量平衡來看，電量間的差距以第一種最少。所以在解決監護診療的問題時應在總耗電量及電量平衡間取得一個平衡點，以提高網路的壽命。首先，我們觀察空洞搬移所發生的幾種狀況。

狀況 1： s''_{max} 移動後，自己格不會產生空間。

狀況 2： s''_{max} 移動後，自己格會產生空間，且 s'_{max} 與 s''_{max} 為不同感測器。

狀況 3： s''_{max} 移動後，自己格會產生空間，且 s'_{max} 與 s''_{max} 為同一感測器。

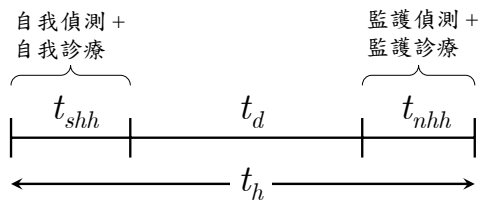
在狀況 1，由於不會產生新的空間，所以不用考慮移動後的問題。會產生新空間的狀況 2 跟狀況 3，我們先觀察狀況 2。因為 s'_{max} 與 s''_{max} 為不同感測器，所以當 s''_{max} 移走之後，從剩下的感測器中選出來的 s'_{max} 仍是同一個。這表示 s'_{max} 與 s''_{max} 的最佳組合不會因 s''_{max} 移到其它格而有所變動。因此問題出在狀況 3，由於 s'_{max} 與 s''_{max} 為同一感測器，所以當 s''_{max} 移走之後， s'_{max} 便需重新選擇，也就會產生電量平衡與總耗電量的問題。假設格子 C_{i+1} 要對格子 C_i 進行監護診療， $s''_{max} \in S_{i+1}$ ， s''_{max} 要移走前會先檢查 $S_{i+1} - s''_{max}$ 是否能完全覆蓋格子 C_{i+1} ，若不行，則為狀況 2 或狀況 3。之後，再計算 s'_{max} 與 s''_{max} 是否為同一感測器，若是，則為狀況 3，也就是我們要解決的情況。

解決的方式，便是去比較不同的 s'_{max} 與 s''_{max} 組合，來決定哪種組合為最佳。以圖(四)為例，假設格子 C_{i+1} 的 s'_{max} 與 s''_{max} 皆為感測器 b ，則在不同的 s'_{max} 與 s''_{max} 組合中，感測器 b 一定會出現，差別在於它扮演的是 s'_{max} 還是 s''_{max} 。若是 s'_{max} ，則必須從 $S_{i+1} - b$ 中選出另一個 s''_{max} ，意即 E'' 第二高的人選，我們以 $s''_{max'}$ 表示，反之則是從 $S_{i+1} - b$ 中選出新的 s'_{max} ，意即 E' 第二高的人選，我們以 $s'_{max'}$ 表示。不論感測器 b 為 s'_{max} 或是 s''_{max} ，我們都要從 S_{i+1} 中選出 $s'_{max'}$ 與 $s''_{max'}$ ，再分別和感測器 b 做不同的組合來比較。

假設 s'_{max} 為感測器 c ， s''_{max} 為感測器 a ，新選出來的 s'_{max} 與 s''_{max} 可為同一個感測器，對做法完全沒影響，但為了方便說明，我們假設為不同感測器。在 s'_{max} 與 s''_{max} 被選出來之後，要進行比較的組合有感測器 b (當 s'_{max}) 與感測器 a (當 s''_{max})，以及感測器 b (當 s''_{max}) 與感測器 c (當 s'_{max})。對於電量平衡的要求，我們希望感測器間的電量差距越小越好，所以 $|E(s'_{max}) - E(s''_{max})|$ 的值越小越好。而總耗電量方面，我們要求耗電最少，意即剩餘電量最多，所以 $E(s'_{max}) + E(s''_{max})$ 的值越大越好。當這兩項一起考量時，可得到一個式子： $\min\{|E(s'_{max}) - E(s''_{max})| / [E(s'_{max}) + E(s''_{max})]\}$ ，這代表上述式子值最小的組合為最佳選擇。當最佳組合選出來後， s''_{max} 有可能會變成感測器 a ，而非原來的感測器 b ，所以會移到格子 C_i 的為感測器 a 。

從監護偵測到監護診療， S_{i+1} 必須知道是否有鄰居位在格子 C_i 裡，因此所有 S_{i+1} 會各發一個 beacon 以要求格子 C_i 裡的感測器回應。若格子 C_i 有感測器且收到 S_{i+1} 任一個 beacon，則它會回傳一個 ack。當 ack 被 S_{i+1} 任一個感測器接收後，此感測器會再發一個 beacon 以通知 S_{i+1} 取消監護診療。若 S_{i+1} 等了一段時間都沒收到 S_i 的 ack 或是取消監護診療的通知，則開始進行監護診療。

(四) 診療排班



圖(五)：空洞搬移的時間軸。

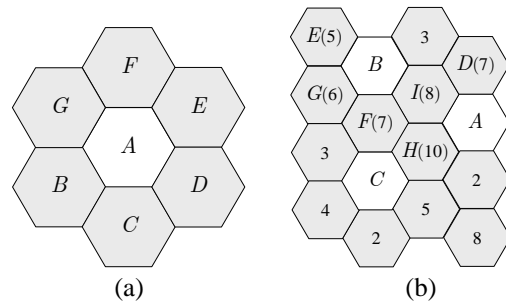
為了達到 temporal full coverage，根據定義一，監控區中的每個點至少要被持續感測 t_d 時間，所以當自我診療的時間 (以 t_{shh} 表示) 結束後，格內的感測器必須靜止不動 t_d 時間，並進行感測的工作。如此一來，便能確保在自我診療之前的空洞被覆蓋後，能被持續感測 t_d 時間。此外，temporal full coverage 還有另一要求，即任一點形成空洞不能持續超過 t_h 時間。以圖(四)為例，格子 C_i 沒有任何感測器的存在，格子 C_{i+1} 要對格子 C_i 進行監護診療。假設 s''_{max} 為感測器 b ，格子 C_i 離感測器 b 最遠的點為 q ，則感測器 b 往格子 C_i 移動時，最後一個被覆蓋到的空洞為點 q 。由於任一點形成空洞不能持續超過 t_h 時間，所以當點 q 成為空洞的持續時間不超過 t_h 時，便能保證格子 C_i 的任一點成為空洞的持續時間不超過 t_h 。在此我們忽略感測器花在計算上的時間，則感測器 b 進行監護診療之前，它必須先經過 t_{shh} 與 t_d 時間。換句話說，點 q 至少要等 $t_{shh} + t_d$ 再加上感測器 b 移到格子 C_i 所花的時間才會被覆蓋到。假設一個感測器由格子 C_{i+1} 移到格子 C_i 的最長時間為 t_{nhh} ，則空洞搬移的時間軸如圖(五)所示。為了避免感測器把時間都花在移動上，所以 t_d 的值必須大於 $t_{shh} + t_{nhh}$ 。由於

感測器之間不同步的關係，所以當格子 C_{i+1} 結束自我診療時，格子 C_i 可能還未結束自我診療。但因為 $t_d > t_{shh}$ ，所以當格子 C_{i+1} 要進行監護偵測時，格子 C_i 已完成自我診療的步驟，便不需格子 C_{i+1} 的幫忙。最後，格子結束監護診療時，便回到自我偵測，繼續第二輪的工作。如此不斷地進行下去，空洞便會持續被搬移到網路中各個地方以達到 temporal full coverage。

此外，當網路中的感測器數量足夠時，環境中的空洞會一個個被感測器所補滿。以圖(四)為例，原本 C_i 存在著空洞，但是當 C_{i+1} 的某一感測器移到 C_i 後，不僅 C_{i+1} 仍保持著 full coverage，同時 C_i 的空洞也消失不見。因此在感測器數量足夠的情況下，監控區最後會形成 spatial full coverage，甚至是 k -coverage ($k > 0$)。

五、電量平衡之空洞搬移技術

由第四章節所提出的空洞搬移演算法其監護格與被監護格為一對一的關係，意即一個格子的空洞只能由另一個固定的相鄰格子來搬移或填補。此技術雖然能夠順立地讓空洞平均走過網路上各個地方，但是卻未考慮到感測器的剩餘電量是否足以支持移動，以及格與格之間的電量平衡情況。對於被監護格所產生的空洞，監護格有義務對此空洞進行處理，這是不變的規則。但是「處理」不代表「親自處理」。監護格可以在電量平衡的考量下，指派其它處理的人選。換句話說，監護格有義務監控被監護格的 coverage 狀況，若產生了空洞，則它有權指派適合的處理人選。為達到電量平衡，我們希望格與格之間的總電量差距能夠降到最低，且是用分散式的方法來完成。限於最少移動電量成本的條件下，一個空洞只能由緊鄰的格子來幫忙，意即六個選擇。在本章節中，我們會以 Greedy 及 Ring 兩種不同的技術來探討如何從這六個選擇中選出適合的人選。



圖(六)：(a) 空洞搬移可因電量平衡的因素改變搬移者，由 B 換到其它格，以減少格與格之間的電量差距。(b) 空洞負責人選指派出現衝突的示意圖，數字為格子的總電量，白色六角形為空洞。

(一) Greedy

當監護格偵測到被監護格的空洞後，便開始與監護格的共同鄰居格比較總電量。以圖(六)(a)為例，假設格子 B 為格子 A 的監護格，他們的共同相

鄰格為 C 與 G ，以 E_A 代表格子 A 的總電量，這些格子的總電量由多到少的排序為 $E_E < E_B < E_G < E_C < E_D < E_F$ ，總電量即格內所有感測器的電量總和，這可由同格內感測器的溝通而統計得知。其中格子 A 為空洞，沒有任何感測器在裡面。當 B 感測到 A 有空洞後，便著手處理人選的指派。首先 B 比較自己以及與 A 的共同鄰居 C 、 G 之間的電量， B 會發現 C 的電量最高，因此空洞的搬移責任便轉交給 C 。接著 C 一樣比較與 A 的共同鄰居 B 、 D 之間的電量，發現電量最高的為 D ，則空洞的搬移責任又轉到了 D 。最後， D 與兩個鄰居 C 、 E 比較的結果為 D 電量最高，所以 A 的空洞便由 C 來處理。

Greedy 的作法簡單且快速，最多轉交四次即可確認空洞的負責人。但是此方法有一個缺點，即無法保證最後負責空洞的格子是總電量最高的，如圖(六)的 F ，雖然它的總電量最高，但空洞移動權傳到 D 後便因 E 電量較少而停止。因此我們提出了第二個做法來解決這樣的問題。

(二) Ring

與 Greedy 做法不同的是，Ring 會找出環繞在空洞四周總電量最高的格子來進行空洞的處理。一樣以圖(六)(a)做說明， B 為 A 的監護格，總電量排序不變。我們希望 B 能夠收集完 A 四周所有格子的總電量以決定由誰來進行空洞處理。首先，我們先考慮另一種網路環境，假設 E 也是空洞，使 B 的封包無法順利沿 $B-C-D-E-F-G$ 回傳到 B ，意即 B 無法用統一圈的方式收集完 A 四周格子的電量情況。因此，我們將採用另一種收集方式，使 B 能夠盡量獲得完整 A 四周格子的總電量資訊。由 B 當起點，同時朝 C 與 G 傳送探查路徑的封包，當兩條路徑相互碰頭或是路徑碰到空洞的時候，則逆著原來的路徑一路收集所經過的格子之電量資訊到 B 。比如 B 朝 C 出發的探查封包會在 E 與 B 朝 G 出發的探查封包碰頭，接著兩個探查封包轉變為收集封包，分別沿著 $E-D-C-B$ 與 $E-F-G-B$ 一路收集沿途經過的格子電量資訊回傳到 B 。 B 收到 A 四周格子的電量資訊之後，便通知電量最高的 F 來進行空洞的處理動作。

Ring 的作法可以找出空洞四周電量最高的格子並把空洞處理的責任交給它，因此它比 Greedy 更能夠達到電量平衡的效果。但它的缺點在於找到適合人選的時間較久，通訊成本也較高。

(三) 重覆指派的問題

無論是 Greedy 還是 Ring 的作法，都會發生一個格子被指派去負責兩個以上空洞的問題。如圖(六)(b)所示， A 、 B 和 C 的監護格分別為 D 、 E 和 F 。利用 Greedy 的方式，最後 A 、 B 和 C 的負責格為 H 、 I 和 H ，很明顯地， H 已經重覆了。若 H 有兩個以上感測器的話則無此問題，但只有一個時

便不知該處理哪一個空洞。為了簡化作法，我們一律當成一個格子最多只有一個感測器的情況來看。

首先以 B 的觀點來討論，當 B 的監護格 E 把空洞移動的責任轉交到 G 時，為避免一個格子的責任過重， G 便不再轉交責任給 F ，因為 F 曾經永有過其它空洞的處理責任。如此一來，一個格子在一段時間內只能擁有過一次空洞搬移的責任，便不會發生責任衝突的問題。因此最後 Greedy 的作法 A 、 B 和 C 的負責格為 I 、 G 和 H 。雖然這種作法會使電量平衡的效能較差，但卻可以避掉空洞因負責格的責任重覆導致無人處理的情況。至於 G 得知 F 已擁有過一次空洞搬移責任的方法，只要 F 一擁有空洞搬移責任即廣播此訊息給所有的鄰居，而收到此訊息的其它格鄰居則記錄收到的時間，等過了一段固定的時間 t_0 後再消除此記錄。在此記錄未消除前，其它格的空洞搬移責任都不能轉交給 F ，直到 t_0 結束，記錄刪除為止。

六、網路分區應用

在一個監控環境中，並非每個地區都會發生欲監控的事件，或是發生的機率非常少。比如說，在一個自然環境中會有樹木、草原、湖泊等，而森林大火通常發生在草原及森林，那麼對於整個監控區而言，較少發生森林大火的地區(岩石區或是有水源的地方)則顯得不是很重要。換句話說，監控區可劃分成多個重要(Important Area (IA))與不重要(Non-important Area (NA))的區域，如圖(七)所示，而 NA 並不代表事件不會發生，只是機率較低。因此在有限的感測器數量之下，spatial full coverage 對這些區域而言就顯得有點浪費，感測器應該盡量佈在 IA 以達到 spatial full coverage，避免發生事件遺失的情況。至於 NA，則可採用 temporal full coverage 或是允許空洞的存在不去進行特別處理。

當網路經過一段時間之後，原本 spatial full coverage 的某一 IA 會因感測器電量用盡而發生空洞的存在。若此 IA 的感測器數量足夠，則利用第四章節所提出來的基本空洞搬移後，仍可維持 spatial full coverage。當感測器數量不足且在不考慮重新佈點的情況下，此 IA 就只能形成 temporal full coverage。但根據之前提到的，IA 應該要維持在 spatial full coverage 下才是理想狀態，因此解決方式便是從 NA 或擁有多餘感測器的 IA 處要些感測器過來幫忙覆蓋空洞。但 IA 裡的感測器並不知道多餘感測器的存在，而且也無法得知目前所在的 IA 是否無足夠的感測器。因此接下來我們會把此章節分為數量感知以及感測器分配兩部份來逐一做說明。

(一) 數量感知

根據區域的大小(假設為矩形)以及 r_s ，我們可以很容易的算出最少需幾個格子以填滿整個區域，假設為 n 個格子。由圖(五)可得知，每一輪的空洞搬移須花費 t_h 時間，意即同一個空洞繞完整個

區域的時間為 nt_h 。換句話說，當一個感測器偵測到監護格有空洞並進行搬移後，便開始倒數 nt_h 時間，若倒數完後又偵測到監護格有空洞，則表示此區域的感測器數量是不足的，因為空洞繞完整個區域仍無法被感測器填補。

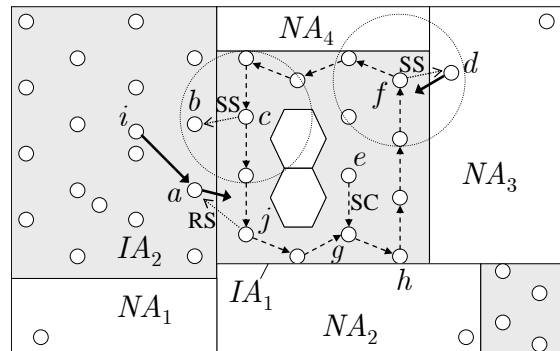
一個區域可能會同時出現多個無法被填補的空洞，而這些空洞會被不同的感測器所偵測到，但這些感測器因為距離的關係無法直接通訊，所以共有幾個空洞仍是無法得知。為了解決這個問題，這些偵測到空洞的感測器會統一把空洞的訊息送到一個集中點以進行統計，我們假設此集中點為最接近區域中心點的感測器。由於整個網路是由移動式感測器所組成，準備統計空洞數量的感測器可能會因搬移空洞而移動位置，使得統計空洞數量的封包無法集中在同一個感測器上。因此當最接近區域中心點的感測器收到第一個統計封包時，便暫停移動，等待一段 t_w 時間後把目前收集到的空洞資訊做個統計。

相對於感測器數量不足的區域，也會有些區域是有多餘的感測器，所謂多餘感測器意即在符合環境監控的要求下可移走的感測器。假如一個區域須達到 k -coverage，則每個格子只要有 k 個感測器存在並集中在中心點的位置即可達到網路的需求。換句話說，若一個格子的感測器數量大於 k 時，表示此格有多餘的感測器，此時格內電量最少的感測器便開始倒數計時 nt_h ，若在倒數計時期間有同格內的感測器移走時，則重新計時。由於移動是極耗電量的行為，所以電量最少的感測器為最後一個移動的感測器，因此可以完整的得知格內所有感測器移動的情況，故由它來計時。倒數完後，意即 nt_h 內都沒有空洞流經此格，所以若格內的感測器數大於 k ，則對於此區域而言格內有多餘的感測器。同樣地，此多餘訊息會傳到最接近區域中心點的感測器，經 t_w 時間統計後flooding到整個區域，使此區所有感測器皆知多餘的數量。由於多餘感測器的區域其未來很有能會因不足感測器區域的需求而搬移感測器，所以必需讓每個感測器得知自己是否可以搬移到其它的區域。

(二) 感測器分配

有鑒於full coverage對IA的重要性，因此補充感測器的來源便以NA為優先考量，況且在IA之間可能不相鄰的情況下，由緊鄰的NA來補充感測器也可以減少移動所花費的電量消耗。假設有兩個緊鄰的IA分別為 IA_1 與 IA_2 ， IA_1 知道與它相鄰的區域有 IA_2 、 NA_1 、 NA_2 、 NA_3 和 NA_4 （這可在網路佈點前就事先規劃好，並寫在感測器裡）， IA_1 缺感測器，而 IA_2 有多餘的，如圖(七)所示。當 IA_1 中心點的感測器 e 統計完空洞的數量之後，便朝最近的邊界發送Sensor_Collection封包(簡稱SC)以盡快尋求多餘感測器的幫助，其內容為 $\{IA_2: 0, NA_1: 0, NA_2: 0, NA_3: 0\}$ ，封包裡的區域名稱與與 IA_1 相鄰的區域，而後面的數字代表目前統計到的各個區域其多

餘的感測器數量，這些統計的數量將用來判斷相鄰的哪一個區域能夠支援 IA_1 。由第一個收到SC封包的邊界感測器開始，以逆時針(或順時針)的方向沿著邊界發送SC封包，開始統計各個相鄰區域其多餘感測器的數量，同時在封包裡加入第一個邊界格子的id，以便判斷封包是否已繞完 IA_1 的邊界一圈。收到SC封包的感測器會廣播一個Sensor_Search封包(簡稱SS)給所有的鄰居，裡面包含了SS的來源區域(IA_1)，如圖(七)的 f 與 c 。而收到SS的感測器若自己所待的區域與SS封包裡的不同，則分為兩種情形：(1) 此感測器位在NA裡與(2) 此感測器位在IA裡。第一種情形，如圖(七)中的 d ， d 會回一個ack給 f ，裡面包含自己所屬的區域， f 便會把SC裡此區的多餘感測器數量加一，變成 $\{IA_2: 0, NA_1: 0, NA_2: 0, NA_3: 1\}$ 。而第二種情形如圖(七)的 b ， b 會直接告知 c IA_2 裡經統計後的多餘感測器數量，使SC的封包變成 $\{IA_2: 2, NA_1: 0, NA_2: 0, NA_3: 1\}$ 。之後收到SC封包的感測器便檢查目前自己所待的格子是否為SC裡記錄的格子id，若不是，則繼續傳給下一個邊界點，若是，則開始決定由哪個相鄰區域的感測器來幫忙。



圖(七)：監控區被劃分成多個小區域，陰影區代表IA，其餘的為NA。白點表示感測器，六角形的區塊即是空洞，代表 IA_1 缺兩個感測器。

根據圖(七)的環境，感測器 g 最後收到SC封包裡記錄相鄰區域多餘感測器的內容為 $\{IA_2: 2, NA_1: 0, NA_2: 0, NA_3: 1\}$ ，可幫忙填補空洞的區域為 IA_2 與 NA_3 ，但由於IA對感測器的需求性較高，所以 g 會以 NA_3 優先考量。當 NA_3 支援完後仍缺一個感測器，因此第二個感測器便從 IA_2 取得。先從 NA_3 的角度來看， g 到目前為止只知道 NA_3 有一個感測器能夠幫助 IA_1 ，但它卻不知道此感測器位在哪裡，所以 g 必須沿著 IA_1 與 NA_3 相鄰的邊來尋找多餘感測器的存在，即 h 到 f 於是 g 傳送Sensor_Requirement封包(簡稱SR)到 IA_1 與 NA_3 共同邊離 g 最近的端點 h ，並由 h 開始沿著邊尋找支援感測器的所在直到 f 或是已得到足夠的需求，其中SR封包包含 IA_1 對 NA_3 的感測器需求。當邊界點收到SR封包後，廣播一個Require_Supply封包(簡稱RS)給所有的鄰居，裡面的資訊為尋求的對象區域(NA_3)。只要 NA_3 的感測器收到RS並確認自己位在尋求的對象區域裡後，便回傳一個ack並等待移動指令，ack裡

含有自己目前的剩餘電量，如圖(七)中 d 與 f 的。 f 收到ack後根據封包所夾帶的電量資訊來決定 NA_3 裡哪些感測器要移動。不過在此例中只有一個感測器，所以 f 會通知 d 移到 IA_1 裡。此外，每收到一個ack f 會把SR裡對 NA_3 的需求量扣一。之後 f 判斷自己是否為另一個端點，或是對 NA_3 的需求量已足夠，只要其中一項符合，則結束此演算法，反之沿著邊繼續傳送SR封包。

接著換到對 IA_2 的求助。與 NA_3 同樣的作法， g 傳送SR封包到 j 後， j 廣播SR封包給 IA_2 的鄰居 a 與 k ，接著 a 與 k 回傳自己的電量給 j ，讓 j 來決定誰移動。由於SR所記錄 IA_1 對 IA_2 的需求量小於或等於 j 所收到的ack數，因此從 a 與 k 根據電量多寡二擇一或兩者皆移動。若收到的ack數小於需求量，則 a 與 k 都必須移動。在此例中，假設 a 的電量比 k 高，則由 a 進行支援的動作。同樣地， j 根據剩餘的需求量與 IA_1 和 IA_2 共同邊的端點來判斷是否要中止此演算法。而 a 移走後所產生的新空洞，則由 i 以空洞搬移的演算法進行填補。

七、分析與實驗

電量平衡是本篇論文最主要的重點，感測器的電量平衡代表網路壽命的提升。於第五章節中我們提出了兩種不同的電量平衡作法，而這兩種作法皆有其優缺點，以下我們以理論的分析與模擬的實驗來觀察這兩者間的優劣。

(一) 分析

於分析的部份，我們主要針對電量耗損的計算來預估網路的壽命。為了計算上的方便，我們假設正六角形的大小剛好可以填滿整個監控區，不需壓縮，意即邊長為 r_s 。此外，網路已經過基本路線的空洞填補，每個格子最多只有一個感測器，位在格子中心點，空洞格子不存在任何感測器，因此我們便以格子的身份來敘述位在此格的感測器所有行為。假設感測器的分佈為poission分配，而格狀化後的空洞也是poission分配，則一個格子裡沒有任何感測器存在的機率為 e^{-n_s/n_c} ， n_s 為感測器的數量，而 n_c 代表總格子數。利用一個格子為空洞的機率，我們可以得到一個格子其六個鄰居格有 k 個為空洞機率為

$$\rho_h^k = \frac{\left(6e^{-\frac{n_s}{n_c}}\right)^k}{k!} e^{-6e^{-\frac{n_s}{n_c}}}, 1 \leq k \leq 6 \quad (1)$$

為了計算感測器移般移空洞的耗電量期望值，我們必須先知道感測器搬移空洞的機率 ρ ，而無論是 Greedy 還是 Ring，格與格之間都會比較總電量的大小，因此我們假設所有感測器的初始電量為 E ，則經過 T 時間後，感測器的平均剩餘電量為

$$E - \int_0^T (e_t + \frac{\rho e_m d}{t_h}) t dt \quad (2)$$

e_t 為平均每單位時間花費在非搬移空洞上的耗電量，比如通訊之類的。 d 代表感測器搬移空洞的平均移動距離，而 e_m 則是移動一單位距離的耗電量。若感測器 i 目前的剩餘電量為 e_i ，與式子(2)結合後可以得到比感測器 i 電量還要少的機率為

$$\rho_i = \frac{e_i}{E - \int_0^T (e_t + \frac{\rho e_m d}{t_h}) t dt} \quad (3)$$

式子(1)與(3)，無論在 Greedy 還是 Ring 的作法中，都將占有很重要的部份。

A. Greedy

一個格子 C 進行空洞搬移的情況有兩種，第一種是 C 偵測到空洞，第二種為其它格子轉移過來的責任，我們分別以 ρ_{self} 與 $\rho_{transfer}$ 來代表這兩種情況發生的機率。 C 偵測到空洞並進行搬移的條件為監護格有空間，且與監護格的兩個共同鄰居格總電量皆小於 C 。根據一個格子為空洞的機率，我們可以得到搬移監護格空洞的機率為

$$\rho_{self} = \frac{e^{-\frac{n_s}{n_c}} \rho_i^2}{6 \cdot 36} \quad (4)$$

除了自己偵測到的空洞有可能進行搬移之外，有些空洞的搬移權是從其它格轉移過來的。以下，我們將計算空洞搬移權轉移到 C 的機率。

我們以圖(六)(a)為例子，說明轉移的機率計算。於圖(六)(a)中，格子 A 為空空格，假設最後負責搬移格子 A 空洞的格子為格子 C ，則以順時針轉換搬移權到 C 的情況而言， A 的監護格可能為 D 、 E 、 F 或 G 。總合此四個格子轉換自己的搬移權到 C 的機率，即為順時針方向搬移權最後到達 C 的機率。在此我們先考慮第一種情況： E_B 、 E_D 、 E_E 、 E_F 和 E_G 皆小於 E_C 。假設 A 的監護格為 F ，則 F 的搬移權最後轉換到 C 的條件為 $E_F < E_G < E_E < E_D < E_C$ 。若 $E_G < E_F$ ，則 F 的搬移權算在由 G 傳過來的情況裡，所以為了避免 G 為監護格時的重複計算，當 $E_G > E_F$ 時，我們可以保證搬移權的轉移是由 F 出發的。此外，不管在哪種情況下， E_B 永遠小於 E_C ，否則 C 會繼續把搬移權轉到 B 身上。綜合以上關係式，當 A 的監護格為 D 、 E 或 F 時，皆可利用通式算出總電量排序的所有排列組合，但監護格為 G 時為一個例外。根據上述的電量大小關係， G 轉交搬移權到 C 的條件為 $E_G < E_B < E_F < E_E < E_D$ ，但事實上我們遺漏了 $E_G > E_B$ 的可能性，因為 B 不可能以順時針方向把搬移權轉交到 C ，所以 $E_G > E_B$ 不會被重複計算。最後，我們得到所有格子電量皆小於 C 並以順時針轉移搬移權的排列組合式子

$$1 + \sum_{h=1}^4 \sum_{i=1}^{5-h} \sum_{j=i+1}^{6-h} [(4-h)! C_{h-1}^{5-j}] \quad (5)$$

h 為搬移權轉交的次數，比如搬移權由 E 以順時針方向到 C 的話 h 即為2。除了順時針方向之外，我們也必須計算逆時針方向轉交搬移權到 C 的所有排列組合。值得注意的是，順時針與逆時針方向的排列組合是有交集的，意即不能直接把式子(5)乘2當成順逆排列組合的總和。以圖(六)(a)為例，若 $E_D < E_B < E_F < E_G < E_E < E_C$ ，此排列組合已算在由 D 以順時針轉交搬移權到 C ，但同時，此排列組合也符合 B 以逆時針轉交搬移權到 C 。故逆時針的排列組合數量為順時針裡「不可逆」的組合數量，意即由順時針排列組合裡扣除可同時以逆時針傳給 C 的所有組合數量。假設在 E_C 最大的情況下順時針方向所有排列組合集合為 P ，一個排列組合為 p ，包圍空洞的六個緊鄰格子由最上方開始以順時針方向的編號為 $x_1, x_2, \dots, x_5, x_6$ ，則不與順時針重複的逆時針排列組合數量為

$$\|P\| - \|\forall_{p \in P} \{\exists x_i \mid E_{x_i} < E_{x_{i+1}} < E_{x_{i-1}}, 1 \leq i \leq 6\}\| \quad (6)$$

總和式子(5)與式子(6)即為 E_C 最大的情況下，由 C 進行空洞搬移的排列組合數量，我們以 N 表示。

接下來，我們考慮一個以上的格子總電量比 C 還要大的情況。同樣地，我們分別以順時針及逆時針轉交搬移權來做討論。不管在哪種情況下， E_B 與 E_D 都必須小於 E_C ，否則搬移權便無法轉交到 C 身上。而順時針方面， E_E 也要小於 E_C ，如此 D 才有可能轉交搬移權給 C 。換句話說，在順時針的情況下，只有 E_G 與 E_F 才有可能比 E_C 大。假設只有 G 的總電量比 C 高，則 A 的監護格只能是 E 或 D 才有可能轉交搬移權給 C 。因此相似於式子(5)的計算方式， h 最多到2，如下式所示

$$\sum_{h=1}^2 \sum_{i=1}^{4-h} \sum_{j=i+1}^{5-h} [(3-h)! C_{h-1}^{4-j}] \quad (7)$$

若這次只有 E_F 大於 E_C ，則監護格只能為 D 。結合 G 與 F 單獨一個格子總電量比 C 大的情況，我們可以得到順時針轉交搬移權的排列組合數為

$$\sum_{h=1}^2 \left\{ \sum_{i=1}^{4-h} \sum_{j=i+1}^{5-h} [(3-h)! C_{h-1}^{4-j}] (h \% 2 + 1) \right\} \quad (8)$$

換到逆時針方面，與式子(6)類似，一樣是從順時針的排列組合中扣除「可逆」的組合，因此與式子(8)結合後可得到只有一個格子總電量比 C 高的所有排列組合數為

$$N' = \sum_{h=1}^2 \left\{ \sum_{i=1}^{4-h} \sum_{j=i+1}^{5-h} [(3-h)! C_{h-1}^{4-j}] (h \% 2 + 1) \right\} + \|P'\| - \|\forall_{p' \in P'} \{\exists x_i \mid E_{x_i} < E_{x_{i+1}} < E_{x_{i-1}}, 1 \leq i \leq 6\}\| \quad (9)$$

其中 P' 為只有一個格子總電量比 C 高的所有排列組合集合， p' 代表其中某一個排列組合。

最後一個情況為 E_G 與 E_F 同時大於 E_C ，此時順時針轉交搬移權的條件下， A 的監護格只能為 D ，因此結合逆時針後我們可以得到兩個格子總電量比 E_C 高的所有排列組合數為

$$N'' = 2 \sum_{i=1}^2 \sum_{j=i+1}^3 1! + \|P''\| - \|\forall_{p'' \in P''} \{\exists x_i \mid E_{x_i} < E_{x_{i+1}} < E_{x_{i-1}}, 1 \leq i \leq 6\}\| \quad (10)$$

根據 N 、 N' 與 N'' ，最後可以求得 $\rho_{transfer}$ 為

$$\rho_{transfer} = \frac{N \rho_i^5 + N' \rho_i^4 (1 - \rho_i) + N'' \rho_i^3 (1 - \rho_i)^2}{5!} e^{-\frac{n_s}{n_c}} \times \left(\rho_h^1 + 2 \frac{\rho_h^2}{2} + \frac{2+3}{2} \frac{\rho_h^3}{3} + \frac{2+3+4}{3} \frac{\rho_h^4}{4} + 2 \frac{\rho_h^5}{5} \right) \quad (11)$$

式子(11)乘法的前半部為 C 的六個緊鄰鄰居格只有一個為空洞的情況下，搬移權轉交到 C 的機率。而後半部為 C 的六個緊鄰鄰居格出現空洞數由1到6，並且 C 可進行搬移的機率。若 C 有三個空洞格鄰居，且此三個空洞格相連在一起，則位在中間的空格搬移權便不可能由其它格轉交到 C 身上，因為封包會遇到另兩個空洞格導致傳不到 C ，因此實際上只有兩個空洞的可能性。若此三個空洞格最多只有兩個相連，則三個空洞格的搬移權皆有機會轉交給 C ，故 C 身邊出現三個空洞格時共有2.5個空洞格有機會被轉交搬移權給 C 。

最後，結合式子(4)與(11)，我們可以得到在Greedy模式下一個感測器的生命期為

$$\left(\frac{E}{e_i t_h + (\rho_{self} + \rho_{transfer}) e_m d} \right) t_h \quad (12)$$

B. Ring

Ring的規則為找到包圍空洞電量最高的格子來進行空洞搬移的動作。為了計算上的方便，我們假設包圍空洞格的格子皆非空洞，則一個感測器對空洞搬移的機率為

$$\rho_i^5 \left(\rho_h^1 + 2 \frac{\rho_h^2}{2} + \frac{2+3}{2} \frac{\rho_h^3}{3} + \frac{2+3+4}{3} \frac{\rho_h^4}{4} + 2 \frac{\rho_h^5}{5} \right) e^{-\frac{n_s}{n_c}} \quad (13)$$

因此一個感測器的生命期為

$$\left(\frac{E}{e_i t_h + \rho_i^5 \left(\rho_h^1 + \rho_h^2 + 2.5 \frac{\rho_h^3}{3} + 3 \frac{\rho_h^4}{4} + 2 \frac{\rho_h^5}{5} \right) e^{-\frac{n_s}{n_c}} e_{nd}} \right) t_h \quad (14)$$

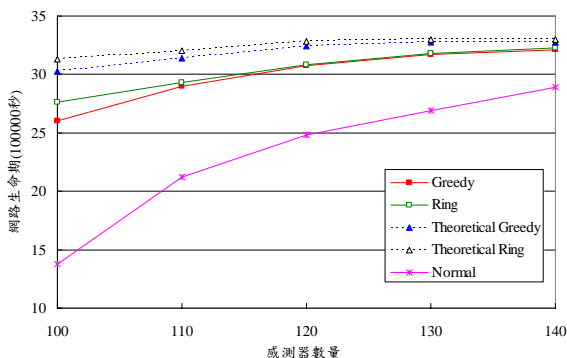
雖然式子(12)與(14)皆為感測器的生命期，但在理想狀態中每個感測器的耗電量是一樣的，因此我們可以把感測器的生命期視為網路生命期。

(二) 實驗

Table I: 實驗中的環境設定

監控區	: 800 公尺 × 800 公尺
感測距離	: 60 公尺
感測器初始電量	: 10000 焦耳
移動所消耗的電量	: 1.1 焦耳/公尺
其它消耗的電量	: 3×10^{-3} 焦耳/秒
移動速率	: 0.2 公尺/秒
t_{shh}	: 300 秒
t_{nhh}	: 1082 秒
t_d	: 1800 秒

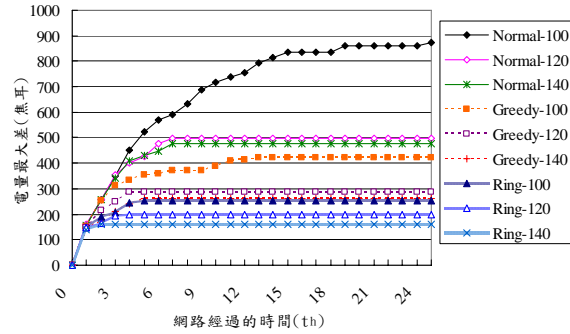
本實驗的環境設定如Table I所示，其中網路裡的所有感測器都是移動式感測器，並假設沒有障礙物的存在。Table I中其它的消耗電量指的是感測器花在通訊、感測和閒置等非移動方面的耗電量。此外， t_{shh} 和 t_{nhh} 是根據六角型的大小所計算出來的最大值，保證感測器能夠在時間內移動到目的地。而 t_d 可自由調整其值的大小，但為了避免感測器把大部份的時間花費在移動上，故 t_d 的值須大於 t_{shh} 與 t_{nhh} 之和，在本次實驗中我們設為1800秒。



圖(八)：在不同感測器點數下，比較不同電量平衡作法以及理論值的網路壽命。

首先，我們根據不同的感測器點數來比較第五章節所提出的兩種電量平衡做法，以及未採用電量平衡時(Normal)的網路壽命。在本篇論文中，網路壽命的定義為只要網路上任一點其成為空洞的時

間超過 t_h ，則網路壽命結束。從圖(八)可以看到，利用式子(12)與(14)所求得的網路壽命與實驗值相當地接近，感測器數量越多，實驗值與理論值差距越小，同時，Greedy與Ring的效能也越接近。在不採用電量平衡做法時，網路生命期只能維持15天左右，而利用電量平衡的做法，網路壽命可提升到一個月以上。很明顯地，無論是Greedy還是Ring，在網路壽命方面都能達到另人滿意的程度。

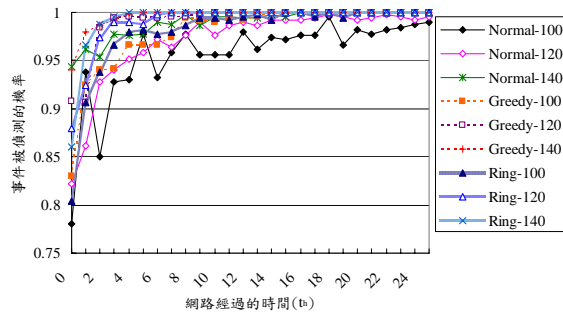


圖(九)：在不同感測器點數下，各種電量平衡做法的效能。電量最大差為網路中最大電量減最小電量的感測器。

圖(九)為感測器點數在100、120和140的情形下，比較Greedy、Ring以及無電量平衡下的電量最大差。在這裡我們以一個 t_h 為單位時間，觀察電量差與網路經過時間的關係。從圖中可以看出，無電量平衡下，感測器數量為100時電量最大差會隨著時間往上升，使得網路上的電量分佈極不平均。但隨著點數的增加，電量最大差會越早趨近於一個穩定的數值。比較Greedy與Ring，由於Ring可以從空洞格的六個鄰居格中找出總電量最大的格子，因此它的電量平衡很明顯地優於Greedy做法。此外，無論是何種做法，當網路經過一段時間之後，電量差會呈一個固定的值，這表示網路上所有的空洞都被補滿，直到新的空洞出現，否則沒有任何感測器會進行移動的動作，因此電量差才會一直保持固定的值。故從圖(九)中可以觀察另一現象，即在感測器數量足夠的條件下，Ring的作法能夠以最快的速度使網路達到spatial full coverage。這是因為集中在一起的感測器很容易提高一個格子的總電量，而此格便會一直被Ring指派為空洞移動的負責人，直到這些集中在一起的感測器被打散到四周的空洞為止。

最後一項實驗為事件被偵測的機率。我們一樣以 t_h 為時間單位，觀察事件偵測率與網路經過時間的關係，圖(十)為此實驗的結果。於本次實驗中，我們總共產生100次事件，發生的地點與時間為隨機，事件的持續時間為0~5分鐘不等。根據圖(九)的實驗結果，由於不採用電量平衡的技術會使spatial full coverage較晚形成，因此造成圖(十)中normal的事件偵測率較其它兩者低。相反地，Ring在形成spatial full coverage方面有很大的效率，因此在網路經過4小時之後，事件的偵測率便達到了100%。但無論是何種作法，事件偵測率都在8成

以上，這也表示針對temporal full coverage而言，空洞搬移的基本做法是很成功的。



圖(十)：不同感測器點數下，比較各種電量平衡做法對事件的偵測率。

八、結論

在感測器數量不足且二次佈建尚未進行的環境下，為提高事件偵測的機率，時間上的完全覆蓋有其必要性。本論文提出一耗電量低且電量平衡的技術以達到時間上完全覆蓋的目的。我們利用網路切割、移動路線規畫、並透過自我偵測及診療、監護偵測及診療等討論，使移動的 sensor 能達到低耗電量及電量平衡的目的。從實驗中可以看到，當網路的大小為 800 公尺× 800 公尺時，我們佈下 100 個感測器左右就可以達到另人滿意的效果。事實上，要達到空間上的完全覆蓋只需 90 個感測器即可。

九、參考文獻

- [1] G. J. Pottie, and W. J. Kaiser, "Wireless Integrate Network Sensors," *Communications of the ACM*, vol. 43, no. 5, pp. 551-558, May 2002.
- [2] D. Estrin, L. Girod, G. Pottie, and M. Strivastava, "Instrumenting the World With Wireless Sensor Networks," *International Conference of Acoustics, Speech, and Signal Processing (ICASSP)*, vol. 4, pp. 2033-2036 May 2001.
- [3] D. Estrin, R. Govindan, J. Heidemann, and S. Kumar, "Next century challenges: Scalable coordination in sensor networks," *IEEE/ACM Mobicom'99*, pp. 263-270, Aug 1999.
- [4] A. Chandrakasan, R. Amritaharajah, S. Cho, J. Goodman, G. Konduri, J. Kullik, W. Rabiner, and A. Wang, "Design considerations for distributed microsensor systems," *IEEE Custom Integrated Circuits Conference*, pp. 279-286, 1999.
- [5] S. Meguerdichian, F. Koushanfar, M. Potkonjak, and M. Srivastava, "Coverage Problem in Wireless Ad-Hoc Sensor Networks," *IEEE INFOCOM*, vol. 3, pp. 1380-1387, April 2001.
- [6] S. Slijepcevic and M. Potkonjak, "Power Efficient Organization of Wireless Sensor Networks," *Pervasive Computing and*

- Communications Workshop (PerCom)*, pp. 406-410, March 2005.
- [7] H. O. Sanli and H. Cam, "Energy Efficient Differentiable Coverage Service Protocols for Wireless Sensor Networks," *IEEE International Conference on Communications (ICC)*, pp. 472-476, 2001.
- [8] G. Wang, G. Cao and T. La Porta, "A Bidding Protocol for Deploying Mobile Sensors," *The 11th IEEE International Conference on Network Protocol*, pp. 315-324, Nov. 2003.
- [9] J. Hwang, D. H. C. Du and E. Kusmirek, "Energy Efficient Organization of Mobile Sensor Networks," *IEEE International Conference on Parallel Processing Workshop*, pp. 84-91, 2004.
- [10] Y. Zou and K. Chakrabarty, "Sensor Deployment and Target Localization in Distributed Sensor Networks," *ACM Transactions on Embedded Computing Systems (TECS)*, vol. 3, pp. 61-91, 2004.
- [11] G. Wang, G. Cao, and T. L. Porta, "Movement-Assisted Sensor Deployment," *IEEE Infocom*, vol. 4, pp. 2469-2479, March 2004.
- [12] X. Shan and J. Tan, "Mobile Sensor Deployment for a Dynamic Cluster-based Target Tracking Sensor Network," *IEEE International Conference on Intelligent Robots and Systems*, pp. 1452-1457, Aug 2005.
- [13] M. Zhang, X. Du, and K. Nygard, "Improving Coverage Performance in Sensor Networks by using Mobile Sensors," *IEEE MILCOM*, pp. 17-20, Oct 2005.
- [14] C. Gui, and P. Mohapatra, "Virtual Patrol: A New Power Conservation Design for Surveillance Using Sensor Networks," *Information Processing in Sensor Networks (IPSN)*, pp. 246-253, April 2005.
- [15] B. Liu, P. Brass, and O. Dousse, "Mobility Improves Coverage of Sensor Networks," *International Symposium on Mobile Ad Hoc Networking & Computing (MobiHoc)*, pp. 300-308, 2005.
- [16] G. Wang, G. Cao, T. L. Porta, and W. Zhang, "Sensor Relocation in Mobile Sensor Networks," *INFOCOM*, vol. 4, pp. 2302-2312, March 2005.
- [17] C. Y. Chang, H. R. Chang, H. J. Liu, and S. W. Chang, "On Providing Temporal Full-Coverage by Applying Energy Efficient Hole-Movement Strategies for Mobile WSNs," *IEEE WCNC, Hong Kong*, March 2007.