

第 6 章

无线 Ad Hoc 网络中的拓扑控制

李向阳

6.1 引言

近年来,无线 Ad Hoc 网络由于其潜在的在各种场景如战地、紧急救援等方面的应用受到了广泛的研究。在 Ad Hoc 网络中没有有线基础设施或者蜂窝网络。因此在这一章里,我们假定每一个无线节点都使用全向天线,且任意节点的信号发射均可被其邻近的任意节点所接收,发射节点的邻域可以看做是以该节点为中心的一个圆盘。我们也将讨论当使用方向性天线时的特殊拓扑控制。每一移动节点有一个发射信号覆盖范围,如果节点 v 在 u 的覆盖范围内,则节点 v 可以收到来自节点 u 的信号,否则它们需要中间节点中继信息来实现多跳通信。相应的,网络中的每一节点也作为一个路由器使用,为其他节点向前转发分组。此外,我们假定每一节点有一个低功率 GPS 接收机,可以得到节点自身的位置信息。如果 GPS 不可用,则节点可基于接收信号强度和到达角来估计邻居节点间的距离。邻居节点的相对坐标可以通过邻居间的交换信息来获得^[1]。

在通信网络参考文献中,将网络设计问题同网络管理和控制分开是通行的做法。分离是非常便利的并有助于大幅简化这两类工作,毕竟其自身已经是相当复杂了。不过,当网络设计阶段的决策严重影响网络管理和控制阶段时,这样的模块化是要付出一定代价的。特别是如果有效路由方案的设计问题没有被网络设计者考虑进来,则构建的网络可能并不适宜支撑好的路由方案。例如,类似骨干网的网络拓扑较平坦网络拓扑更适合于分层路由方法。

无线 Ad Hoc 有其自身固有的特性和某些同有线网相比不可避免的限制,

因此需要某些特殊处理。例如,无线节点常常仅靠电池供电,并常常只有有限的存储空间。无线设备的发射常常被其周围的多个邻居节点所接收,这可能引起对邻居节点的信号干扰。另一方面,我们可以利用这一特性保存需要的通信以发送某些信息。不同于传统的静态通信设备,无线设备在通信中经常处于移动状态。因此,为无线 Ad Hoc 网络设计一个适合于能够有效的较传统有线网络节约能量和存储空间的路由算法工作的网络拓扑会非常富有挑战。

为了简化问题以便我们能对无线 Ad Hoc 网络有深入的理解,我们假定无线节点在一段时间内是准静态的。因而在技术上,我们要解决的问题是是否可能(如果可能,则如何实现)设计一个网络,网络是单位圆盘图的子图,使得其确保既有受到关注的网络特征,如有界节点度、低展开因子和线性链路数,也有诱人的路由方案,如带有性能保障的本地化路由。

不同于有线网络通常有固定的拓扑结构,无线网络中的每一节点都可能调整其传输范围和/或者选择特定的节点转发其信息,从而控制其邻居集并潜在地改变网络拓扑。无线网络拓扑控制的基本目标是维持网络的连通性,优化网络生存期和吞吐量,并使得设计功率有效的路由(方法)成为可能。并不是单位圆盘图的每一连接子图在网络设计中都起到同等重要的作用(我们需要寻找最合适的那一个)。拓扑控制显而易见的要求之一是构建一个子图,且子图中连接任意两个节点的最短路径不长于原始圆盘图中连接两点的最短路径。这种路径质量特性可由子图展开系数来测度。具有不变展开系数的子图常被称作一个支撑图,支撑图如果仅有线性的链路数目则被称为稀疏支撑图。在这一章里,我们回顾并研究如何有效地为一静态无线节点集构建一个稀疏网络拓扑。

限制网络规模已被发现在减少路由(过程)信息数量中是极端重要的。很多路由算法中已经提出了建立一个能执行路由算法的节点子集的概念^[2~5]。这些方法常常使用连通占优集构建了一个虚拟的骨干网络^[6~8],占优集常常从一个优势集或最大独立集中构建。Li^[9]的文章全面回顾了这种骨干网构建技术的发展。

其他的对无线 Ad Hoc 网络中网络拓扑控制的基本要求是错误容忍度。为了保证好的错误容忍度,底层的网络架构必须至少为 k 连通的($k > 1$)。也就是说,给定任意的无线节点对,需要至少有 k 条不相交的路径连接它们。通过设定传输范围足够大,导出单位圆盘图毫无疑问将是 k 连通的。但为了节约能量耗费(这对于增加无线设备的寿命而言意义重大),我们的问题是,如何找到最小传输范围使得导出圆盘图是多重连通的。

近来已经提出了很多用于无线 Ad Hoc 网络的路由算法(或协议)^[3,5,11~14]。所建议的路由协议可以分为表驱动型路由协议或按需驱动型路由协议。较好的

综述可见参考文献[15]。路由发现可能是代价高昂的,因而减少了网络的响应时间。另一方面,显式的路由维护在基本的路由信息显式通信和无线网络节点匮乏的存储耗费上可能甚至更加成本不菲。多跳 Ad Hoc 无线网络的几何本质使得一种解决方案成为有希望的:本地化路由协议。

本地化路由协议并不要求节点维护路由表,在给定匮乏的存储资源和相对较低的计算能力时这是显著的优势。更重要的是,在 Ad Hoc 网络的拓扑发生了很多变化时,并不需要重新计算路由表,因此可以期望显著减少路由负荷。所以,本地化路由算法是弹性的。当决定向哪个节点转发分组时,所有节点执行同样的协议,在这一点上本地化路由也是一致的。

但是本地化路由在设计中充满挑战,即使确保分组成功到达终点也并非易事。Bose 等人^[16](也可见于参考文献[17])成功解决了这一难题。Mauve 等人^[18]的文章是基于位置的本地化路由协议方面的优秀综述。

6.1.1 组织

这一章的剩余部分组织如下。在 6.2 节中,我们将详细回顾适合于无线 Ad Hoc 网络拓扑控制的几何结构,特别是具有有界展开因子、有界节点度和延展结构的结构。我们也将回顾使得总体或最大传输功率最小化而不牺牲网络连通性的发射功率控制技术的发展。在分析了几何结构之后,我们将在 6.3 节讨论所谓本地路由方法,以及位置服务协议。在 6.4 节里,我们将讨论应用随机几何来研究连通性、容量及无线网络问题。6.5 节是本章的小结,同时提出某些可能的研究问题和方向。

6.2 网络拓扑控制

考虑一个无线 Ad Hoc 网络有分布在二维平面上的包含 n 个节点的无线节点集 V 。借助合适的缩放,我们假设所有节点的最大传输范围为 1 单位,这些无线节点定义了一个单位圆盘图(unit disk graph,UDG) $UDG(V)$,其中当且仅当两个节点间的欧氏距离为 1(单位)时,两个节点间有边。在这一章中,我们将无线设备看做是二维点,并集中于如何在无线网络中应用某些点集结构特性。

由于无线节点仅有有限的资源,自然希望底层网络拓扑应以本地化方式构建。Stojmenovic 等人首先定义了什么是本地化算法^[16,19]。若每一节点 u 能够确切地决定同自身相连的所有边,且仅仅基于在 u 的固定跳数内的所有节点的信息(若必要的话可以加上一个固定数量的额外节点),则构建了图 G 的分布式算法是本地化算法。

在 Ad Hoc 网络中,当节点仅仅使用电池供电时,能量保存对于节点和网络寿命而言是一个关键问题。在多数功率衰减模型中,功率表示为 $p(e)$,用来支持链路 $e = uv$ 的功率所需为 $\|uv\|^\beta$,其中 $\|uv\|$ 是节点 u 和 v 之间的欧式距离, β 是介于 2 和 5 之间的实数,具体取值依赖于无线传输环境。功率耗费通常称作路径损耗。实际上,每一设备接收和处理信号还有其负荷成本。为了简化起见,负荷成本可被整合为一项成本 c ,这对所有节点是几乎一样的。没有特别说明的时候,假定 $c = 0$ 。

令 $G = (V, E)$ 是 V 上的一个 n 顶点连通加权图。 G 中任意两个顶点 $u, v \in V$ 的距离是 u 和 v 之间最短距离的总加权和,表示为 $d_G(u, v)$ 。若对于任意 $u, v \in V$, $d_H(u, v) \leq t \cdot d_G(u, v)$, 则子图 $H = (V, E')$, 其中 $E' \subseteq E$, 是 G 的 t 支撑。 t 的值被称作展开因子。如果权重是链路的长度,则 t 被称作长度展开因子;如果权重是支持链路通信的功率,则 t 被称作功率展开因子。

近年来,无线 Ad Hoc 网络的拓扑控制问题已引发了众多的关注^[20~28]。Rajaraman 最近给出了一个极好的综述^[29]。

6.2.1 已知的结构

计算几何科学家和网络工程师们已经研究了很多种几何结构。这里我们回顾其中一些可用于无线网络的结构定义。

令 V 是二维平面的无线节点集。Toussaint^[30]提出了相关邻居图的几何概念,表示为 $RNG(V)$ 。它包括所有能让没有点 $w \in V$ 能让 uw 和 wv 满足 $\|uw\| < \|uv\|$ 和 $\|wv\| < \|uv\|$ 的边 uv 。令 $disk(u, v)$ 是直径为 uv 的圆盘。则加贝利图^[31] $GG(V)$ 包含来自 G 的边当且仅当 $disk(u, v)$ 内部没有包含其他的顶点 $w \in V$ 。容易看出, $RNG(V)$ 是加贝利图 $GG(V)$ 的一个子图。对于单位圆盘图,相关邻居图和加贝利图仅仅包含 UDG 中满足各自定义的边。

相关邻居图的长度展开因子为 $n-1$ ^[32]。Li 等人^[33]认为相关邻居图的功率展开因子也可以为 $n-1$ 。加贝利图的长度展开因子介于 $\sqrt{n}/2$ 和 $4\pi\sqrt{2n-4}/3$ 之间^[32]。Li 等人^[33]认为任何加贝利图的功率展开因子在负荷成本 $c = 0$ 时为 1。

具有整数参数 $k \geq 6$ 的 Yao 图表示为 $\overrightarrow{YG}_k(V)$, 定义如下。在每一节点 u , 任意源自 u 的 k 等分射线定义了 k 锥。在每一锥中,如果有的话,选择最短的边 uv 并增加有向链路 \overrightarrow{uv} 。结被任意地破坏或被最小的 ID 损坏,最后得到的有向图就被称为 Yao 图。图 6.1 给出了一个例子。忽略每一链路的方向, Yao 图 $\overrightarrow{YG}_k(V)$ 变为无向图 $YG(V)$ 。如果我们增加链路 \overrightarrow{vu} 代替链路 \overrightarrow{uv} , 则图被表示为 $\overleftarrow{YG}_k(V)$, 这称为 Yao 图的反转。有研究者使用称为 θ 图的类似构造^[34]。不同之处在于,在每一锥中,它选择在锥的轴上有最短投影的边而不是选择最短

的边。这里,锥的轴是锥的角平分线。更详细的解释可以参看参考文献[34]。近来,多位研究人员已经重新发现了 Yao 结构,以期在方向天线 Ad Hoc 网络的拓扑控制中获得应用。

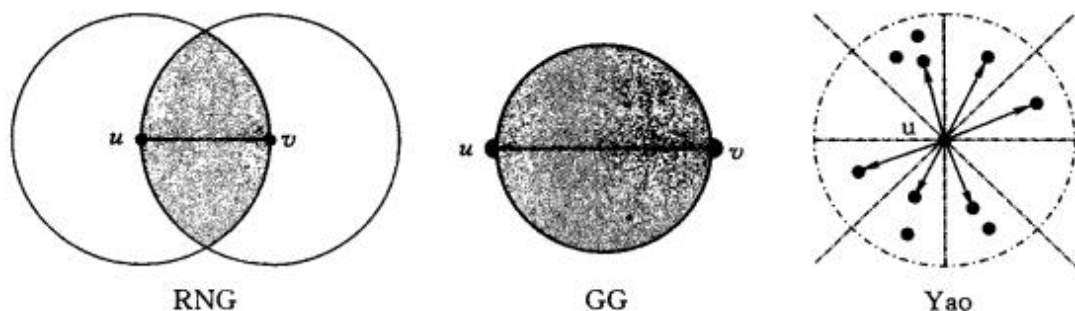


图 6.1 RNG、GG 和 Yao 图在点集上的定义。左图:使用 uv 的半月形对 RNG 图而言是空的。中图:使用 uv 的直径圆圈内对 GG 而言是空的。右图:每一锥中的最短边作为 u 的邻居加入 Yao 图

Yao 图 $YG_k(V)$ 的长度展开因子为 $1/(1 - 2\sin\pi/k)$ 。Li 等人^[33]证明 Yao 图 $YG_k(V)$ 的功率展开因子至多为 $1/[1 - (2\sin\pi/k)^\beta]$ 。

Li 等人^[35]拓展了这些结构在任意给定图 G 之上的定义。他们建议在加贝利图结构之上应用 Yao 结构[生成的图表示为 $\overrightarrow{YG}_k(V)$], 以及在 Yao 结构之上应用加贝利图结构[生成的图表示为 $\overrightarrow{GYG}_k(V)$]。这些结构比 Yao 结构和加贝利图稀疏并且它们仍然有固定的有界功率展开因子。这两类结构是连通图。Wattenhofer 等人^[28]也提出了一个两阶段的方法,包括紧随 Yao 图变种之后的加贝利图的变种。然而不幸的是,他们的证明存在一些缺陷,这在参考文献[33]中有详细的讨论。

Li 等人^[23]提出了一种和 Yao 结构相似的用于拓扑控制的结构。每一节点 u 寻找功率 $p_{u,\alpha}$ 使得在环绕 u 的每一度为 α 的锥中,有节点使得 u 可以以功率 $p_{u,\alpha}$ 到达。不过这里我们假定在该锥中有自 u 以最大功率可达的节点。注意到,在传统的 Yao 结构中考虑的锥的数量是常数 k 。然而不同于 Yao 结构,对于每一节点 u ,在参考文献[23]提出的方法中需要考虑的锥的数量大约为 $2n$, 其中每一节点 v 在段 uv 的两边贡献两个锥,则图 G_α 包含所有使得 u 能够使用功率 $p_{u,\alpha}$ 同 v 通信的所有边 uv 。他们证明了,如果 $\alpha \leq 5\pi/6$ 且 UDG 是连通的,则图 G_α 是连通图。另一方面,如果 $\alpha > 5\pi/6$,可以举反例说明 G_α 的连通性不能得到保证^[23]。不同于 Yao 结构,最终拓扑 G_α 并非必然是有界度图。

6.2.2 有界节点度

注意到尽管有向图 $\overrightarrow{YG}_k(V)$ 、 $\overleftarrow{GYG}_k(V)$ 和 $\overleftarrow{YGG}_k(V)$ 均有有界的功率展开因子和有界的每节点出度 k , 某些节点可能有很大的入度。图 6.2 给出的节点配置将产生对节点 u 而言很大的入度。当应用某些路由算法时, 有界的出度为我们提供了一些便利。然而, 节点 u 处的无界入度将引发 u 处大的负荷。因此, 有必要构建一个稀疏网络拓扑使得入度和出度都是有界的以便做到功率有效。

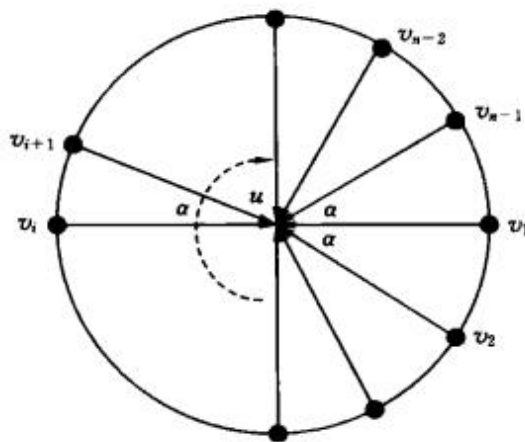


图 6.2 节点 u 的度(或入度)为 $n-1$

汇点结构。Arya 等人^[36]给出了一种巧妙的技术来生成具常量长度展开因子的有界度的图。在参考文献[33]中, Li 等人应用同样的技术从 $YG(V)$ 构建了具有有界度和有界功率展开因子的稀疏网络拓扑。该技术用以 u 作为汇点的有界度的有向树 $T(u)$ 代替包含所有指向节点 u 的链路有向星。树 $T(u)$ 被递归构建。算法如下:

算法: 构建 $T(u)$ 树 $[u, I(u)]$

1. 选择 k 个大小相等的锥 $C_1(u), C_2(u), \dots, C_k(u)$, 以 u 为中心。
2. 节点 u 在 $C_i(u)$ 中寻找最近的节点 $y_i \in I(u)$ 。对于每一锥 $C_i(u)$, 如果 $I(u) \cap C_i(u)$ 不空, 称为树 $[y_i, I(u) \cap C_i(u)]$ 并增加新生成的边到 $T(u)$ 。

所有树 $T(u)$ 的联合被称为汇点结构 $\overrightarrow{YG}_k^*(V)$ 。节点 u 构建树 $T(u)$ 然后对 $T(u)$ 中的所有节点广播 $T(u)$ 的结构。既然 Yao 结构中的边的总数量至多为 $k \cdot n$ 。因而, 总的通信成本至多为 $k \cdot n$ 。Li 等人^[33]证明了其功率展开因

子至多为 $\{1/[1 - (2\sin\pi/k)^2]\}^2$, 图 $\overrightarrow{YG}_k(V)$ 的最大度至多为 $(k+1)^2 - 1$, 最大出度为 k 。

注意到汇点结构和 Yao 图结构并不必然有同样数目的锥, 且以不同节点为中心的锥不必排成一线。为建立一个功率有效的无线网络, 每一节点 u 在 $YG_k(V)$ 中寻找其邻居, 这可以在同其传输范围内的节点数目成线性关系的时间内完成。

YaoYao 结构。 Li 等人^[35] 提出另外一种结构叫 YaoYao 结构。假定 V 的每一节点 v_i 有唯一标号 $ID(v_i) = i$ 。有向链路 \overrightarrow{uv} 的标号为 $ID(\overrightarrow{uv}) = (\|uv\|, ID(u), ID(v))$ 。

节点 u 从每一锥中选择节点 v , 如果有的话, 使得该锥中的有向链路 \overrightarrow{uv} 在 $YG(V)$ 的所有有向链路 \overrightarrow{wu} 中有最小 $ID(\overrightarrow{wu})$ 。如果忽略所有链路的方向, 图可表示为 $YY_k(V)$ 。他们^[35] 证明了如果 $UDG(V)$ 是连通的且 $k > 6$, 有向图 $\overrightarrow{YY}_k(V)$ 是强连通的。

参考文献[37]中证明了 $\overrightarrow{YY}_k(V)$ 是文明图中的一个支撑。如果图内任意两节点之间的距离大于正常数 λ , 则单位圆盘图是一个文明图 (civilized graph)。在参考文献[38]中, 文明单位圆盘图被称为 λ 精度的单位圆盘图。注意, 无线网络中的无线设备不能距离太近或重叠。因而, 将无线 Ad Hoc 网络建模为文明单位圆盘图是合理的。

Li 等人^[35] 获得的实验结果表明, 稀疏拓扑在实际中有很小的功率展开因子。他们^[35] 推测 $\overrightarrow{YY}_k(V)$ 在任意单位圆盘图中也有固定有界的理论功率展开因子。这一推测的证明或反例的构造尚待解决。

对称 Yao 图。 参考文献[35]中, Li 等人也考虑了称为对称 Yao 图 $YS_k(V)$ 的无向结构。当且仅当有向边 \overrightarrow{uv} 和 \overrightarrow{vu} 均在 Yao 图 $\overrightarrow{YG}_k(V)$ 中时, 边 uv 被选到图 $YS_k(V)$ 中。显然此时最大节点度为 k 。

Li 等人^[33] 的研究表明如果 $UDG(V)$ 是连通的且 $k \geq 6$, 图 $YS_k(V)$ 是强连通的。他们的实验也表明在实际中, $YS_k(V)$ 有小的功率展开因子。然而, 最新的参考文献[21]中却表明 $YS_k(V)$ 不是理论上的支撑。反例的基本思想同 Bose 等人^[32] 为 RNG 提出的反例类似。

高度 Yao 图。 近来, Li 等人^[39] 提出了一种有效的基于 Yao 结构的散射网构成方法。

第一步是散射网构成算法。这一步是可选的。构建满足某些特性如平坦特性的子图。第二步(这是强制的), 应用 Yao 结构将每一节点的度限制为 7, 同时在生成的子图中形成主从关系。每一节点创建一个键值, 这可能是标号 ID、度,

或两者的混合,用于同其邻居节点做比较。

在每一次迭代中,同其他未定邻居节点(这样的节点在接下来被称为活动节点)相比具有较高键值的未定节点应用 Yao 结构限制自己的度。参考文献[39]中详细描述了如何分配主从关系。活动节点随后切换到已定状态。假定活动节点 u 是应用了 Yao 结构的一个节点。节点 u 将环绕自己的区域分为以 u 为中心的 7 等分角,并选择距离每一区域最近的节点。如果有的话,任意破坏结。将 u 处所有剩余的链接从图中删去。注意到 u 处的任意边 uv 的删去立刻减少了 v 的度,也就是说节点 v 也移除了链路 uv 。然而,为了避免邻居间过量的信息交换,最初定的键值(也就是,最初的猜想)被用于所有的比较中。我们称最终的结果为 $YH_k(S)$ 。

结构 $YH_k(S)$ 不同于所有先前的结构。首先,既然自 $YS_k(S)$ 的任一边在 $YH_k(S)$ 的构造过程中既不会被节点 u 或节点 v 移除, $YS_k(S) \subseteq YH_k(S)$ 。其次,构建一个例子并不困难,例如,在图 6.3 中,使得 $YS_k(S) \neq YH_k(S)$ 。图 6.3 的右边两图也表明 $YH_k(S)$ 不同于 $YY_k(S)$ 。

6.2.3 平坦支撑

加贝利图在面路由协议中^[16,40,41]和 GPSR 路由协议^[17]中被用做平坦子图。参考文献[16]使用右手准则来保证分组的交付。参考文献[42]中相关邻居图 RNG 用于一对一广播模型中的有效广播(最小化重传的次數)。既然 RNG 和 GG 在最糟糕的情形下有大的展开因子,如果我们想界限从源到终点的距离的话需要其他的结构。熟知的平坦支撑之一是 Delaunay 三角剖分。

假定 V 中没有四个顶点是共圆的。 V 的三角剖分中,如果每个三角的外接圆内没有包含 V 的其他顶点,则该剖分是 Delaunay 三角剖分,表示为 $Del(V)$ 。如果其外接圆中没有 V 的顶点,则三角被称为 Delaunay 三角。顶点 $p \in V$ 的 Voronoi 区域,表示为 $Vor(p)$,是使得距离 p 比距离 V 的其他顶点更近的二维点的集合。 V 的 Voronoi 图是所有 Voronoi 区域 $Vor(p)$ 的并集,其中 $p \in V$ 。Delaunay 三角剖分 $Del(V)$ 也是 Voronoi 图的对偶: $Del(V)$ 中的两个顶点 p 和 q 是连通的当且仅当 $Vor(p)$ 和 $Vor(q)$ 共享一条公共边界。两个 Voronoi 区域 $Vor(p)$ 和 $Vor(q)$ 的共享边界是线段 pq 的中垂线。Voronoi 区域的边界线段被称为 Voronoi 边。两条 Voronoi 边的交点被称为 Voronoi 顶点。Voronoi 顶点是某个 Delaunay 三角剖分的外接圆的圆心(外心)。

给定节点 V 的集,众所周知 Delaunay 三角剖分 $Del(V)$ 是完全图 $K(V)$ 的平坦 t 支撑^[43~45]。然而,在无线通信环境中要求构建 Delaunay 三角剖分是不合适的,因为这可能需要大量的通信。给定点集 V ,令 $UDel(V)$ 为由 $Del(V)$ 中

长度至多为 1 单位的边形成的图,也就是说, $UDel(V) = Del(V) \cap UDG(V)$ 。Li 等人^[46]考虑了用于 UDG 的平坦支撑的单位 Delaunay 三角剖分 $UDel(V)$ 。利用来自参考文献[45]中的方法, Li 等人^[46]证明了 $UDel(V)$ 是单位圆盘图 $UDG(V)$ 的 t 平坦支撑。

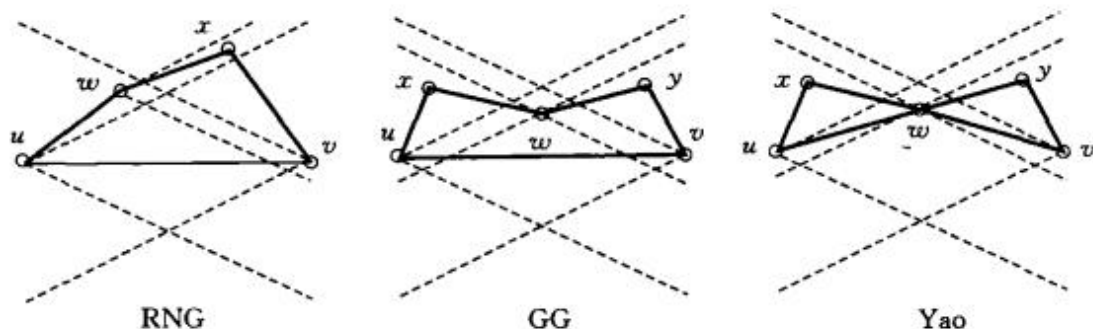


图 6.3 左图:图 $YH_k(S)$ (用四条粗实线) 不同于 $YS_k(S)$ (用三条细实线)。其中的虚线定义了环绕节点的锥。中图和右图:图 $YH_k(S)$ 不同于 $YY_k(S)$ 。其中的节点度按照 w, u, v, x, y 的顺序减少

6.2.3.1 本地化 Delaunay 三角剖分

Li 等人^[46]给出了一种被称作本地化 Delaunay 图 $LDel^{(k)}(V)$ 的序列图构建的本地化算法, $LDel^{(k)}(V)$ 是 $UDel(V)$ 的超图。在给出这个算法前,我们先介绍一些必要的定义。如果三角 Δuvw 的外界圆内部,以后表示为 $disk(u, v, w)$, 没有包含任何为 u, v, w 的 k 邻居的顶点,并且三角 Δuvw 所有边的长度不超过 1 单位, Δuvw 被称为 k 本地化 Delaunay 三角。顶点集 V 上的 k 本地化 Delaunay 三角,表示为 $LDel^{(k)}(V)$, 有所有单位加贝利边和所有 k 本地化 Delaunay 三角的边。

在上下文清楚时,我们忽略 $LDel^{(k)}(V)$ 表示中的整数 k 。如参考文献[46]所示的一样,图 $LDel^{(1)}(V)$ 可能包括某些相交的边,尽管他们已经证明 $LDel^{(1)}(V)$ 可被解构为两个平坦支撑,也就是说,厚度为 2。他们证明对于任意 $k \geq 2$, $LDel^{(k)}(S)$ 是平坦图。尽管对 $UDG(V)$ 而言图 $UDel(V)$ 是一 t 支撑,尚不知道如何在本地构建它。Li 等人^[46]提出了一种从 $LDel^{(1)}(V)$ 抽取一个平坦图 $PLDel(V)$ 的算法。他们还提出了一种用线性通信构建 $LDel^{(1)}(V)$ 的新奇方法,并使得其在线性通信成本上平坦。最终图依然包含 $UDel(V)$ 作为子图。因而,它是单位圆盘图 $UDG(V)$ 的 t 支撑。

他们方法的基本切入点是使每一节点 u 计算其一个邻居 $N_1(u)$ 的 Delaunay 剖分 $Del[N_1(u)]$, 包括 u 自身。节点 u 然后发送信息给其邻居询问

$Del[N_1(u)]$ 中的三角是否被 $LDel^{(1)}(V)$ 接受。其邻居 v 如果在 $Del[N_1(v)]$ 中, 则接受三角。如果 $\angle uvw$ 至少为 $\pi/3$, 新的部分借助仅让 u 查询三角 Δuvw 来界定通信。这里已经证明了, 由上述算法构造的图是 $LDel^{(1)}(V)$ 。当 $Del[N_1(u)]$ 是平坦图时, 仅当 $\angle uvw \geq \pi/3$ 时才做建议, 节点 u 至多广播 6 条建议。每一条建议至多有两个节点回复。因此, 总的通信成本是 $o(n)$ 。他们也给出了从 $LDel^{(1)}(V)$ 中抽取平坦子图的算法, 表示为 $PLDel(V)$ 。他们认为 $PLDel(V)$ 是 $LDel^{(2)}(V)$ 的超图。

近来, 基于有效的连通占优集构建^[7,37], Calinescu^[17] 提出了有效的方法使用 $o(n)$ 的总通信量来收集 $N_2(u)$ 。使用收集到的两跳信息, 我们可以构建 Delaunay 三角 $LDel^{(2)}(V)$, 后者被确保是平坦图。在移动环境中更新结构 $LDel^{(2)}(V)$ 的成本可能要高于从两类结构的定义出发更新结构 $LDel^{(1)}(V)$ 。至于我们是否能使用渐进相同的通信成本更新这两类结构, 这依然有待回答。

6.2.3.2 受限 Delaunay 图

Gao 等人^[48] 也提出了一种结构, 称为受限 Delaunay 图 RDG, 并显示其有好的支撑率特性且容易本地维护。平面中点集的受限 Delaunay 图是平坦图并包含所有长度至多为 1 的 Delaunay 边。换句话说, 他们称任何包含 $UDel(V)$ 的平坦图为受限 Delaunay 图。他们描述的分布式算法将维护 RDG 使得在算法的最后, 每一节点 u 维护链接 u 的边集 $E(u)$ 。这些边集 $E(u)$ 满足: (1) $E(u)$ 中每一边的长度至多为 1 单位; (2) 边是连续的, 也就是说, 边 $uv \in E(u)$ 当且仅当 $uv \in E(v)$; (3) 获得的图是平坦的; (4) $UDel(V)$ 属于所有边集 $E(u)$ 的并集。

算法流程如下。首先, 每一节点 u 获取其一跳邻居 $N_1(u)$ 的位置, 并计算 $N_1(u)$ 之上的 Delaunay 三角剖分 $Del[N_1(u)]$, 包括 u 自身。接下来, 每一节点 u 向所有邻居发送 $Del[N_1(u)]$ 。令 $E(u) = \{uv \mid uv \in Del[N_1(u)]\}$ 。对于每一边 $uv \in E(u)$ 以及每一 $w \in N_1(u)$, 如果 u 和 v 在 $N_1(w)$ 中且 $uv \notin Del[N_1(w)]$, 则节点 u 从 $E(u)$ 中删去边 uv 。

他们证明了当上面的步骤完成后, 剩余边 $E(u)$ 满足前面所列的四条特性。然而, 不同于本地 Delaunay 三角剖分, 获取 $E(u)$ 所需每一节点的计算成本和通信成本以很小的常数因子不是最优的。通信成本可能为 $\Theta(n^2)$, 计算成本为 $\Theta(n^3)$ 。

6.2.3.3 部分 Delaunay 三角剖分

Stojmenovic 和 Li^[39] 也提出了一种几何结构, 命名为部分 Delaunay 三角剖

分(partial delaunay triangulation, PDT), 该结构可以在本地化形式下构建。PDT 包含加贝利图作为其子图, 并且自身是 Delaunay 三角剖分的子图; 更准确的说, 是单位 Delaunay 三角剖分 $UDel(V)$ 的子图。构建 PDT 的算法如下。

令 u 和 v 是网络中的两个邻居。边 uv 属于 $Del(V)$ 当且仅当存在 u 和 v 在其边界上的圆盘不包含点集 V 中任何其他节点。首先测试 $disk(u, v)$ 是否包含网络的其他节点。如果没有, 边属于 GG 并因此为 PDT。如果包含, 检查节点是否位于线 uv 的两边或仅在一边。如果线 uv 的两边包含来自 $disk(u, v)$ 内的节点, 则 uv 不属于 $Del(V)$ 。

假设现在仅线 uv 的一边包含圆 $disk(u, v)$ 内部的节点, 并且令 w 是使得最大化角 $\angle uwv$ 的节点。令 $\alpha = \angle uwv$ 。考虑在另一边的最大角 $\angle urv$, 其中 x 是集合 S 中的节点。如果 $\angle uwv + \angle urv > \pi$, 则边 uv 注定不是 Delaunay 三角剖分 $Del(V)$ 。如果仅有一跳邻居信息可用的话, 搜索可以被限制在 u 和 v 的公共邻居上; 或者如果有两跳邻居信息可用(或者为生成 PDT 的信息交换是被允许的话), 限制在节点的部分邻居上。那么, 边 uv 是否增加到 PDT 上基于如下的流程。

假设只有 $N_1(u)$ 为 u 所知, $N_1(u)$ 中的节点 w 在 $disk(u, v)$ 中有最大角度 $\angle uwv$ 。边 uv 被加到 PDT 上, 如果下面的条件满足: (1) 自 $N_1(u)$ 没有节点位于 uv 和 w 的不同边, 并在经过 u, v 的外接圆中。(2) $\sin \alpha > d/R$, 其中 R 是每一无线节点的传输半径, d 是外接圆 $disk(u, v, w)$ 的直径且 $\alpha = \angle uwv \geq \pi/2$ 。

假定只有一跳邻居为 u 和 v 所知, 并且有自 $N_1(u) \cup N_1(v)$ 中的节点 w 在 $disk(u, v)$ 中有最大角 $\angle uwv$ (图 6.4)。边 uv 被加到 PDT 中, 如果下列条件成立: (1) 自 $N_1(u) \cup N_1(v)$ 没有节点位于 uv 和 w 的不同边, 并在经过 u, v 和 w 的外接圆中。(2) $\cos \alpha/2 > d/2R$, 其中 R 是每一无线节点的传输半径, 且 $\alpha = \angle uwv$ 。

显然, PDT 是 $UDel(V)$ 的子图。PDT 的支撑率可能非常大。

Hu^[22] 提出了一种 Delaunay 三角剖分结构来界定每一无线节点的度至多为 Δ 。集中式算法由无线节点集的 Delaunay 三角剖分开始, 然后移除 $Del(S)$ 中不长于传输范围(归一化为 1 单位)的边。接着按照长度减少的次序处理余下的边, 如果一条边引起终节点度大于 Δ , 则移除该边。最后, 按照边长度增加的次序处理不在图中的边。如果没有破坏度约束的话, 则增加该边。上述方法最差的时间复杂度为 $O(n^2 \log n)$ 。在参考文献[22]中提出了一种分布式实现。不幸的是, 它要求每一节点 u 去发现 $\|uv\| \leq 1$ 的 Delaunay 边, 因此算法是不正确的。然而, 如果我们通过计算本地 Delaunay 三角剖分用长度至多为

1 的边取代 Delaunay 边的计算,则该方法依然生成具有有界度的平坦结构。

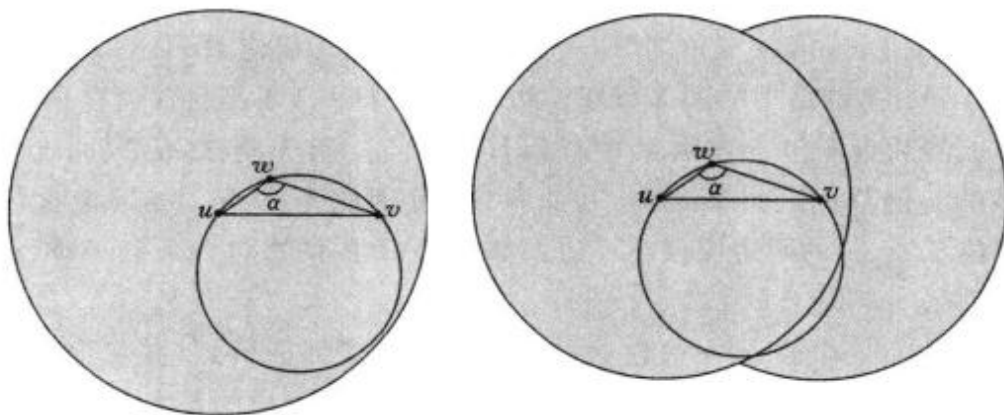


图 6.4 左图:只有一跳信息为 u 所知。 $disk(u, v, w)$ 一定被 u 的传输范围(表示为阴影区)所覆盖且其中没有 u 的邻居。右图:节点 u 知道 $N_1(u)$, 节点 v 知道 $N_1(v)$ 。外接圆 $disk(u, v, w)$ 被 u 和 v 的联合传输范围所覆盖并且不含其他顶点

近来, Li 和 Wang^[19] 提出了一种新的本地化方法来构建用于无线 Ad Hoc 网络的有界度平坦支撑, 该方法仅仅使用 $o(n)$ 数量级的总通信量。

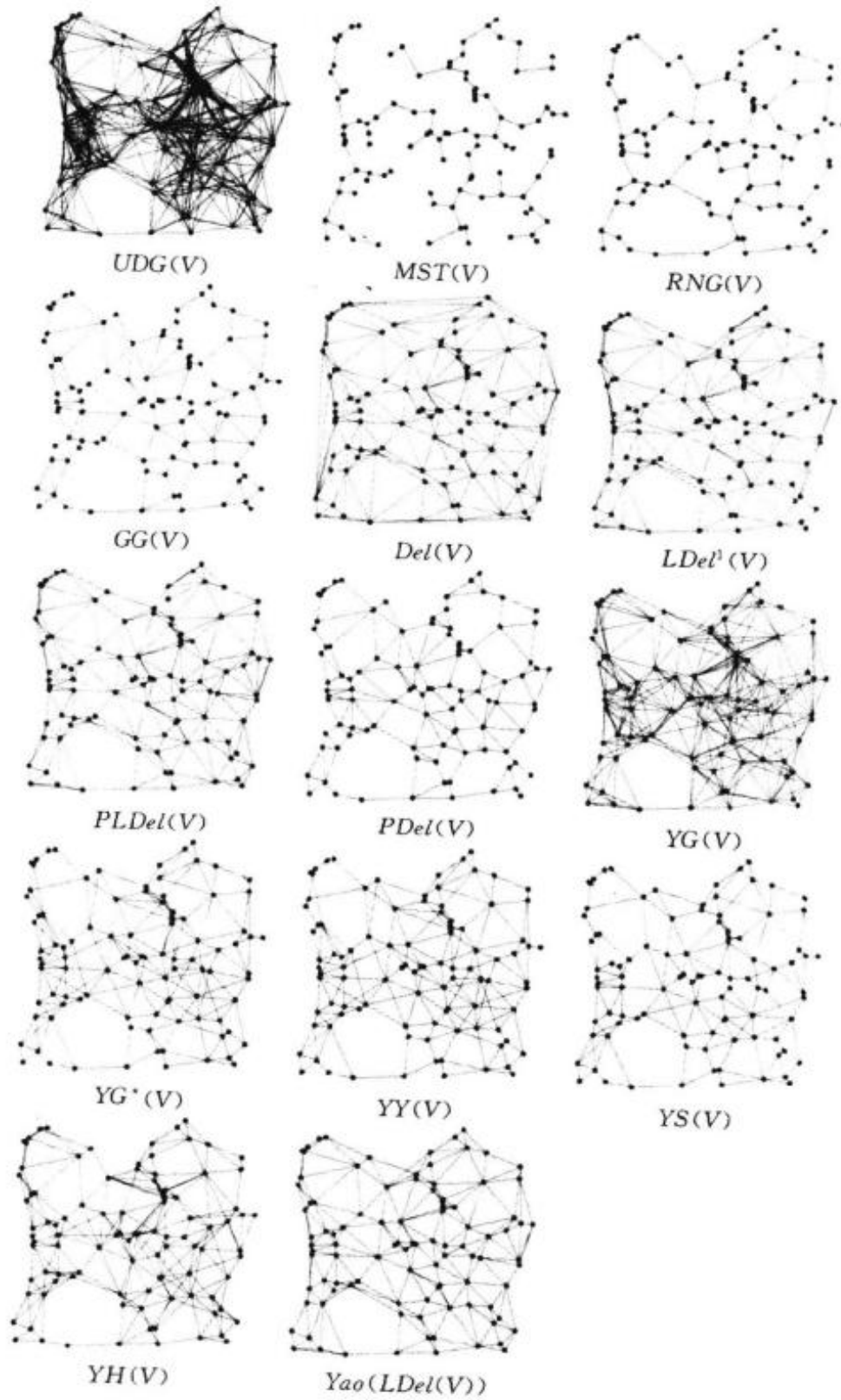
尽管到目前为止所有讨论的结构都是平坦结构, 也有一些分层结构应用在无线网络中。取代所有节点都要中继其他节点的包, 分层路由协议选择一个节点的子集来作为路由器, 为其他节点转发包。用来建立虚拟骨干网的结构通常是连通占优集。参考文献[9]专门调研了无线 Ad Hoc 网络中有效构建连通占优集的方法。

图 6.5 给出了此前介绍的几何结构的具体实例。这里我们在 $200\text{m} \times 200\text{m}$ 的正方形区域内随机生成 100 个节点。每一节点的传输范围设为 50m。注意到, 图 6.5 中所示的 LDel 图不是平坦图。

6.2.4 发射功率控制

在前面的章节中, 我们已经假定每一节点的发射功率是相等的并归一化为 1 单位。在这一小节里我们暂时放松这一限制。换句话说, 我们假定每一节点可以按照其邻居位置从节约能量耗费角度调整其发射功率。那么一个自然的问题就是, 如何为每一节点分配发射功率使得无线网络是依照最优准则连通的, 同时最小化最大或总的分配发射功率。

V 内顶点上的发射功率分配是从 V 映射到实数的函数 f 。表示为 G_f 的通

图 6.5 来自 $UDG(V)$ 的不同拓扑

信图同发射功率分配 f 有关,是用 V 作为其顶点的有向图,并有有向边 $\overrightarrow{v_i v_j}$ 当且仅当 $\|v_i v_j\|^2 + c \leq f(v_i)$ 。如果通信图 G_f 是强连通的,我们称一个发射功率分配 f 为完全的。如果任意给定有序节点对,节点之间存在一条直接路径,有向图是强连通的。发射功率分配 f 的最大成本定义为 $mc(f) = \max_{v_i \in V} f(v_i)$ 。发射功率分配 f 的总成本定义为 $sc(f) = \sum_{v_i \in V} f(v_i)$ 。最小-最大分配问题将寻找到完全发射功率分配 f ,其成本 $mc(f)$ 在所有的完全分配中是最少的。最小总分配问题将找到完全发射功率分配 f ,其成本 $sc(f)$ 在所有的完全分配中是最少的。

给定图 H ,我们说功率分配 f 被 H 诱导,如果:

$$f(v) = \max_{(v,u) \in E} \|vu\|^2 + c$$

其中 E 是 H 的边集。换句话说,节点 v 的功率分配是到达 H 中 v 的所有邻居的最小功率。

发射功率控制问题近年来已得到深入的研究。Monk 等人^[50]进行的仿真表明,在多址接入环境中实施功率控制可以提高 IEEE802.11 非功率控制的吞吐量两倍。因此这提供了在无线网络中采用功率控制 MAC 协议的有力论据。

学界已经深入研究了最小-最大分配问题^[26,51]。令 $EMST(V)$ 为点集 V 之上的欧几里得最小支撑树。参考文献[26]和[51]均使用 $EMST(V)$ 诱导的功率分配。参考文献[26]中证明了欧几里得最小支撑树 $EMST(V)$ 的最长边总是最小-最短分配的关键链路。这里,对于最优发射功率分配 f_{opt} ,如果 $\|uv\|^2 + c = mc(f_{opt})$,称链路 uv 为关键链路。参考文献[26]和[51]中提出的算法都从具有可能最大通信成本的完全连通图来计算最小支撑树。注意到对于具有 m 边和 n 个节点的普通图,最佳分布式算法^[52~54]能够使用 $O(m + n \log n)$ 通信在 $O(n)$ 个循环中计算最小支撑树。既然相关邻居图、加贝利图和 Yao 图均有 $O(n)$ 边,并包含了欧几里得最小支撑树,能够开发简单的 $O(n \log n)$ 时间复杂度的集中式算法,并能以分布式方式有效实施。

Kiroustis 等人^[55]和 Clementi 等人^[56~58]研究了最小总分配问题。Kiroustis 等人^[55]首先证明了当移动节点部署在三维空间时,最小总分配问题是 NP 难题。基于欧几里得最小支撑树的简单二维近似算法在参考文献[55]中给出。算法确保了任何维度上同样的近似率。Clementi 等人^[56~58]证明了当节点部署在二维空间中时,最小总分配问题依然是 NP 难题。

到目前为止,我们从功率分配生成了非对称的通信图。对于对称通信,几种方法也确保了好的性能。容易看出的是,最小支撑树方法仍旧给出了对于最小-最大分配问题的最优解,以及对于最小总分配问题的二位近似。近来,Calinescu 等人^[59]给出了一种方法使用最小 Steiner 树可以取得较好的近似比率

(5/3)。同最小支撑树方法一样,该方法适合任何功率定义。

6.3 本地化路由

多跳 Ad Hoc 无线网络的几何本质成就了一种有前景的思想:本地化路由协议。路由协议是本地化的,如果向何处节点转发分组取决于:

- 分组头的信息。该信息包括分组的元和目的地址,但是可以包括更多的数据,只要不超过其有界的总长度。
- 节点从小范围邻居收集的本地信息。信息包括节点一跳邻居集,但是若能有效地收集的话,也可以使用更大的邻居集。

随机化也用于协议设计中。如果向何处节点转发分组的决策纯粹取决于终点、当前节点和固定跳数内的邻居节点,则路由被称为是无记忆的。本地化路由在参考文献中有时被称为无状态的^[17]、在线的^[60,61]或分布式的^[62]。

6.3.1 位置服务

为了完成本地化路由,源点必须了解当前(或近似当前)终点的位置。注意到对收集数据的传感器网络而言,终点常常是固定的。因为,在这些应用中并不需要位置服务。然而,在多数应用场景中还是需要位置服务辅助的。移动节点在位置服务器注册了其位置。当源节点不知道终点的位置时,它查询位置服务得到该信息。在蜂窝网络中,有专用的位置服务器。在无线 Ad Hoc 网络中实现集中式位置服务是困难的。首先,对于集中式方法,每一节点必须知道提供位置服务的节点的位置,这是鸡生蛋还是蛋生鸡的问题。其次,无线 Ad Hoc 网络的动态性质使得其不可能存在对每一节点可用的位置服务器。因而,我们将集中讨论分布式位置服务。

对于无线 Ad Hoc 网络,位置服务提供可以分为四种形式:一些对全部、一些对一些、全部对一些,以及全部对全部。一些对全部服务意味着一些无线节点为全部无线节点提供位置服务。其他定义与此类似。

全部对全部服务的例子是由 Basagni 等人^[63]提出的移动距离路由效应算法(distance routing effect algorithm for mobility, DREAM)提供的位置服务。每一节点为网络中的所有其他节点存储了位置信息数据库。每一节点将规律地泛洪包含了其他节点位置的分组。泛洪的频率和范围被用来控制更新成本或数据库精度。

利用数据库和分布式系统中开发的仲裁思想, Hassl、Liang^[64]和 Stojm-

enovic^[65]为无线 Ad Hoc 网络开发了基于仲裁的位置服务。给定无线节点 V 的集合,仲裁系统是并集为 V 的节点子集 (Q_1, Q_2, \dots, Q_k) 。这些子集可能是相互不相交或常常有相等的交点数量。当节点之一需要其他的信息时,它可以从每一仲裁 Q_i 中查询到一个节点(称 Q_i 的代表节点)。在代表节点间使用非基于位置的方法构建虚拟的骨干网络,如在参考文献[6,7]中一样。节点 v 的更新信息被发送到包含 v 的仲裁的代表节点(或有很多的话到最近节点)。使用仲裁的困难是,节点的移动性要求频繁地仲裁更新。基于仲裁的位置服务常常是一些对一些类型。

其他的有前景的位置服务是基于二维空间的分块法^[66]。它将包含无线网络的区域成分层方块。参考文献[66]中的空间分块是均匀的。然而,我们注意到,如果无线节点的密度在一些应用中是不均匀的话,分块应该是非均匀的。每一节点 v 将有在包含 v 的同一最小方块中的所有节点的位置信息。节点 v 的位置信息也被交付到上层包含 v 的块。使用最小标号上的最近标号能够避免某些节点的过载,从而可以进行查询。这里容易看出,需要花费 $O(\log n)$ 时间来更新 v 的位置信息并查询另一节点的位置信息。

6.3.2 本地化路由协议

我们概括了网络和计算几何参考文献中的一些本地化路由协议(参见图 6.6)。

下列基于图的路由协议算法是近来才提出的。

罗盘路由。令 t 为终节点。当前节点 u 寻找下一中继节点 v 使得角 $\angle vut$ 在给定拓扑中的 u 的所有邻居中最小。具体内容可参见参考文献[67]。

随机罗盘路由。令 t 为终节点, u 为当前节点。令 v_1 是线 ut 之上的使得 $\angle v_1ut$ 在给定拓扑中的 u 的所有邻居中最小的节点。类似的,我们定义 v_2 是线 ut 之下的最小化 $\angle v_2ut$ 的节点。则节点 u 随机地选择 v_1 或 v_2 转发分组。具体内容可参见参考文献[67]。

贪婪路由。令 t 为终节点。当前节点 u 寻找下一中继节点 v 使得距离 $\|ut\|$ 在给定拓扑中的 u 的所有邻居中最小。具体内容可参见参考文献[16]。

最多转发路由(MFR)。当前节点 u 寻找下一中继节点 v 使得 $\|v't\|$ 在给定拓扑中的 u 的所有邻居中最小,其中 v' 是 v 在线段 ut 上的投影。具体内容可参见参考文献[62]。

最近邻居路由(NN)。给定参数角度 α ,节点 u 寻找最近节点 v 作为在给定拓扑中的 u 的所有邻居间的转发节点,使得 $\angle vut \leq \alpha$ 。

最远邻居路由(FN)。给定参数角度 α ,节点 u 寻找最远节点 v 作为在给定

拓扑中的 u 的所有邻居间的转发节点,使得 $\angle vut \leq \alpha$ 。

贪婪-罗盘。当前节点 u 首先在具有线段 ut 的 u 的所有邻居中寻找邻居 v_1 和 v_2 ,使得 v_1 形成最小逆时针角 $\angle tuv_1$, v_2 形成最小顺时针角 $\angle tuv_2$ 。分组被转发到到 t 具有最小距离的 $\{v_1, v_2\}$ 节点。具体内容可参见参考文献 [61,68]。

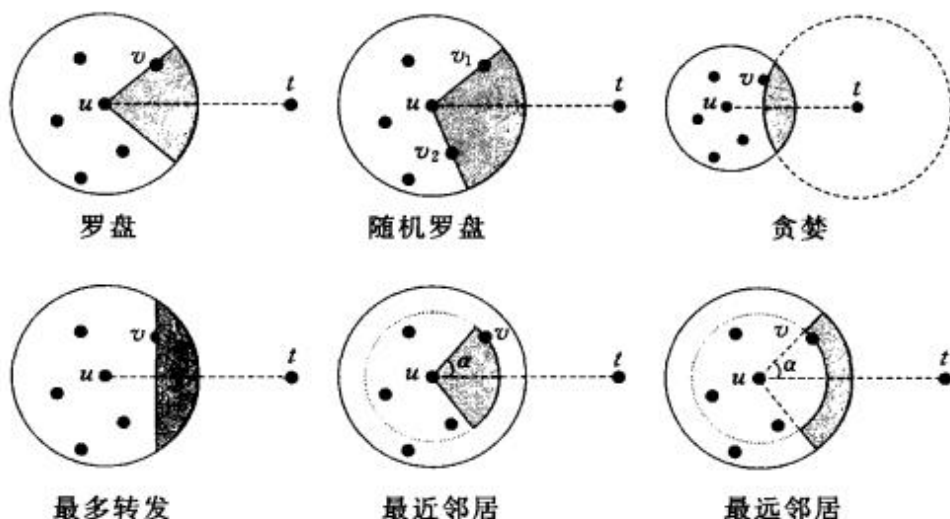


图 6.6 不同的本地化路由方法。阴影区是空的且 v 为下一节点

注意到参考文献 [16,67] 表明,如果网络拓扑使用了 Delaunay 三角剖分的话,罗盘路由、随机罗盘路由和贪婪路由确保了分组从源到终点的交付。参考文献借助显示从当前已选转发节点 v 到终结点 t 的距离少于从当前节点 u 到 t 证明了这一点。然而,当网络是 Yao 图、加贝利图、相关邻居图和本地化 Delaunay 三角剖分的话,同样的证明则不能适用。当底层网络是平坦图时,右手准则常常用来确保在简单的本地化路由启发失败后的分组交付 [16,17,62]。

参考文献 [68] 中证明了如果 Delaunay 三角剖分用作底层架构,贪婪路由确保了分组交付。如果规则三角剖分用作底层架构,罗盘路由确保了分组交付。有其他的非 Delaunay 三角剖分胜过这两种方案。只要在底层架构中应用三角剖分,贪婪-罗盘路由确保了分组的交付。每一种健忘的路由算法都不如凸划分(算法)。

本地化路由协议通过减少更新路由表这样的通信密集型任务支持移动性。但移动性还是会影本地化路由协议,无论是性能上还是交付的确保上。在路由期间网络拓扑发生改变的情况下,确保交付协议的设计问题目前尚未被研究。

6.3.3 质量确保协议

关于本地化路由协议,有几种测量协议质量的方法。给定无线网络中功率资源的稀缺度,最小化使用的总功率是必要的。更强的条件是,最小化分组经过的总的欧几里得距离。Morim 等人^[61,68]也研究了先前研究过的本地化路由协议的性能比率。他们证明了之前提出的启发没有一个确保分组经过同最小值相比固定的距离比率。当 Delaunay 三角剖分用于底层架构时,他们给出了第一个本地化路由算法,以使得从 u 到 v 的分组传输距离最多是 $\|uv\|$ 的常数倍。

Bose 和 Morin^[68]基本上使用二项搜索方法来寻找连结源 u 和终点 v 的哪条路径是较好的。然而,他们的算法(以后称作 DTR 算法)需要 Delaunay 三角剖分,这在无线 Ad Hoc 网络中构造是昂贵的。在参考文献[69]中,他们进一步拓展其方法到任何满足菱形特性的三角剖分。令 $G(V, r_n)$ 是定义在 V 上的图,当且仅当 $\|uv\| \leq r_n$ 时,图有边 uv 。Li 等人^[70]表明, $Del(V)$ 中所有边的和以高概率不超过 r_n ,其中 r_n 是每一节点需要的发射半径,则导出单位圆盘图 $G(V, r_n)$ 以高概率连通。

为使 $G(V, r_n)$ 以概率 $1 - (1/n)$ 连通,我们需要 $n\pi r_n^2 \geq 2\ln n$,具体内容可参见参考文献[71]。他们^[70]表明, Delaunay 三角剖分的最长的边 D_n 最少以概率 $1 - (1/\beta)$ 满足 $D_n \leq \sqrt{3(\ln n + \ln \beta + \ln 3)/(n\pi)}$ 。因而,使得本地 Delaunay 三角剖分 PLDel 等于要求发射范围 Delaunay 三角剖分 Del 的要求传输范围是最小发射范围的 $\sqrt{3/2}$ 。该最小发射范围内将以高概率拥有一个连通网络。这暗示本地化 Delaunay 三角剖分可以几乎总是用来近似 Delaunay 三角剖分,当网络 $G(V, r_n)$ 是连通的并且当 V 是随机部署的。因而, Bose 等人^[68]的方法几乎可以总是用于本地化 Delaunay 三角剖分。

表 6.1 举例说明了交付率。对于路由方法 NN 和 FN,我们选择在终点方向 $\pi/3$ 范围内的节点。有趣的是,我们发现当使用 Yao 图时,交付率在所有方法中很高。原因可能是当 $N_1(u)$ 足够大时,在终结点传输方向范围内以高概率有一个节点。表 6.2 举例说明了分组从源 s 到终点 t 经过路径 $\|st\|$ 的最大支撑率。尽管 DTR 的最大支撑率大于先前的方法, DTR 是已知仅有的确保固定支撑率的方法。

表 6.1 交付率

	Yao	RNG	GG	Del	LDel ⁽²⁾	PLDel
NN	100	20.4	83.3	100	100	98.4
FN	94.5	25.8	70.2	94.6	100	95.2
MFR	98.6	54.5	90	97.4	95	97.2
Cmp	97.1	23.2	66.2	100	100	100
RCmp	95.4	51.4	66.2	85.7	86.9	89.9
Grdy	100	78.3	100	100	100	100
GCmp	95	26.5	76.6	100	98.4	100
DTR						

表 6.2 最大支撑率

	Yao	RNG	GG	Del	LDel ⁽²⁾	PLDel
NN	1.7	1.3	1.6	1.5	1.6	1.6
FN	3.3	1.6	1.8	1.9	2.3	2.4
MFR	4.7	1.7	2.3	1.8	1.8	3.1
Cmp	11	2.2	6.2	16	18	18
RCmp	27	20	19	31	27	21
Grdy	1.7	2.0	1.8	1.6	1.5	1.6
GCmp	2.5	1.6	2.7	1.9	1.9	1.9
DTR				8.6	8.6	8.4

6.4 随机几何

余下的一个基本且关键的问题就是让若干不相连的路径连接每对节点,同时又不牺牲频谱的复用特性。因为能量在无线网络中是一个稀缺的资源,节省能量同时又不失去网络的连通性是非常重要的。所有无线节点在保证网络拓扑连通下的最小功率称为临界功率。尽管对于静态无线自组织网络的临界功率的确定已有诸多研究^[26,51,72],但对于移动无线网络连通的临界功率仍需研究。因为无线节点在移动,所以不可能得出一个一致的临界功率来保证在所有网络配置下的网络连通性。因此,我们需要找出一个临界功率,如果存在的话,在这样的临界功率下,每个节点在传输时能保证网络几乎一定连通,或者说有几乎为1的概率。

为了简单起见,我们假设无线设备在一个单位区域的方形(或圆形)内以某种函数分布,如,均匀分布或者泊松过程。一个点集过程指一个在单位区域 $C =$

$[-0.5, 0.5] \times [-0.5, 0.5]$ 中的随机均匀点过程, 如果它包含 n 个独立的点, 每一个点均匀且随机地分布在 C 中, 这个过程用 χ_n 来指示。

一个标准的密度为 n 的均匀泊松过程随机模型 \mathcal{P}_n 具有如下特征, 即区域内的节点数是一个随机变量, 且只依赖于区域的面积 (或者高维空间的体积)。换言之, 即

- 在面积为 A 的区域 Ψ 中有 k 个节点的概率是 $[(n/A)^k / k!] \cdot e^{-nA}$ 。
- 对于任意区域 Ψ , 区域中有 k 个节点条件下, 节点在区域 Ψ 中的条件分布是一个联合均匀分布。

接下来, 我们仍然假设无线设备的移动仍保持同样的分布 (均匀或者泊松过程)。Gupta 和 Kumar^[72] 指出几乎一定存在一个临界功率, 在这个网络中, 无线节点随机或均匀地分布在一个单位圆区域。Penrose^[71] 也得出同样的结论。此外, Penrose^[71] 给出了网络连通的概率, 如果节点传输半径设置为正实数 r 且 n 趋于无穷。

传输范围的理论值告诉我们, 如何来设置传输半径以达到某个概率的 k 连通。这些结果也适用于无线节点的移动产生随机分布 (或泊松过程) 的节点位置的无线网络。它们在大尺度的无线网络的系统设计中也有应用。例如, 为了设置一个传感器网络来监控某个区域, 在已知每个传感器的传输半径为 r_0 时, 我们需要布置多少个传感器来得到一个多连通的网络? 注意到, 结论的成立是以无线设备的数量 n 趋于无穷为前提, 而这个条件在实际中是很困难的。Li 等人^[73] 做了很多仿真来研究实际网络中网络以某个概率达到 k 连通的节点传输半径。

令 $G(V, r)$ 是一个定义在 V 上, 当且仅当 $\|uv\| \leq r$ 时边 $uv \in E$ 的图。这里 $\|uv\|$ 是节点 u 和 v 的欧氏距离。令 $\mathcal{G}(\chi_n, r_n)$ 是 n 节点 V 的图 $G(V, r_n)$ 的集合, 这些节点均匀并独立地分布在二维单位区域 \mathcal{D} , 且以原点为中心。这样 Gupta 和 Kumar^[72] 所考虑的问题即为决定 r_n 的值, $\mathcal{G}(\chi_n, r_n)$ 中的任意一个图渐进以概率一连通当 n 趋于无穷时。令 $P_k(\chi_n, r_n)$ 为图 $\mathcal{G}(\chi_n, r_n)$ 以 k 连通下的概率。

容错性是设计无线自组网中的一个中心难题。为了使网络具有容错性, 首先, 基础的网络拓扑必须有多条不相连的路径来连接任意两个无线设备。这里, 路径可能是顶点不连或是边不连。考虑到无线网络的通信属性, 在参考文献中经常使用顶点不相连的多路径。这里我们感兴趣的是, 当 V 均匀随机地分布在两维区域 Ω 中, 网络拓扑 $G(V, r_n)$ 几乎一定 k 连通时 r_n 的值。如果对每一对顶点, 有 k 条顶点不相连的路径存在连接它们 (除开尾节点), 这个图被称为 k 顶点

连通(简称 k 连通)。同样,如果不存在这样的 $k-1$ 节点,这 $k-1$ 节点的离开将使网络分为至少两个部分,这个图则是 k 连通的。因此,一个 k 连通的无线网络能使不存在这样的 $k-1$ 节点。

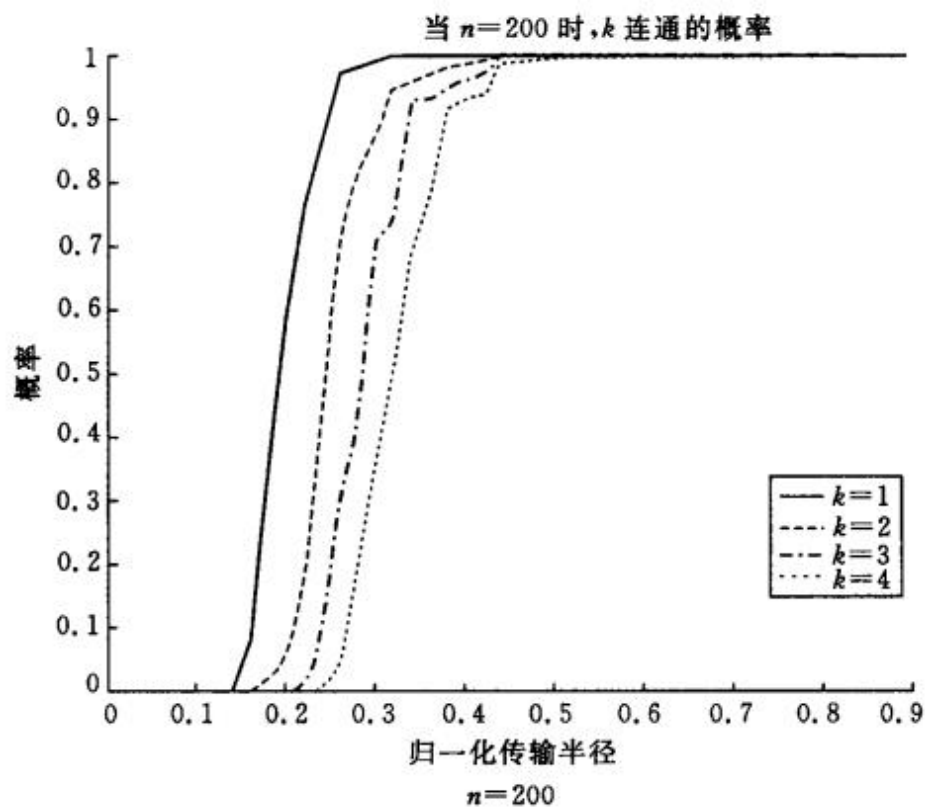
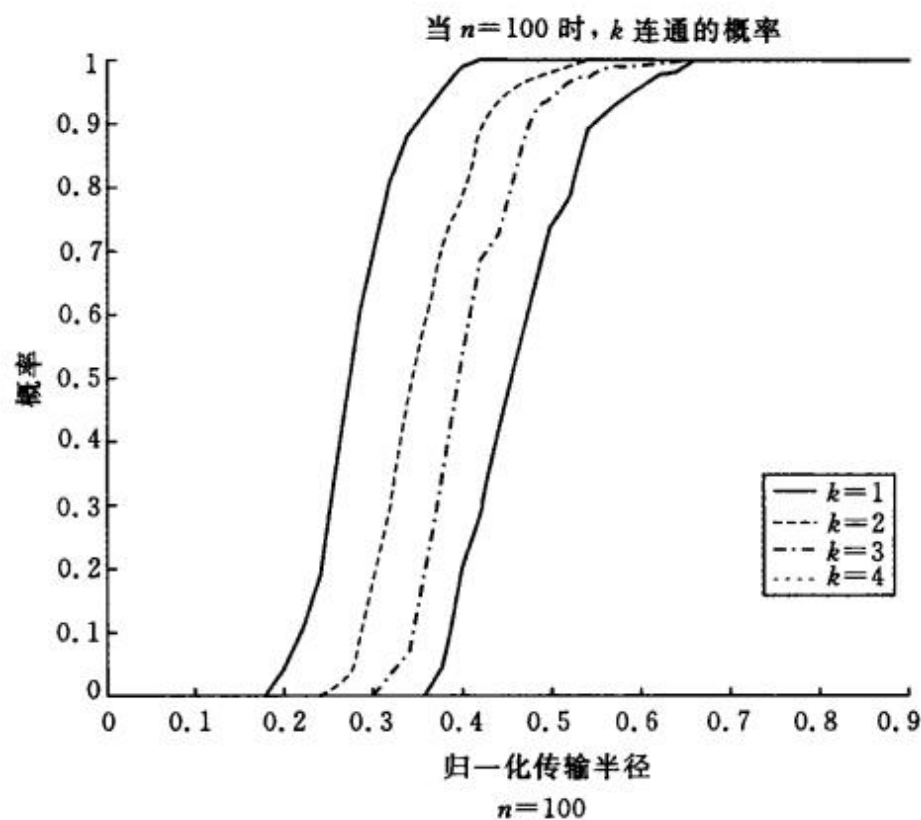
一个图 G 中顶点的连通性,用 $\kappa(G)$ 表示,指的是 k 顶点连通的 G 下最大的 k 。一个图 G 中边的连通性,用 $\xi(G)$ 表示,指的是 k 边连通的 G 下最大的 k 。一个图 G 的最小度数用 $\delta(G)$ 表示,最大度数用 $\Delta(G)$ 表示。很显然,对于任何一个图 G , $\kappa(G) \leq \xi(G) \leq \delta(G) \leq \Delta(G)$ 。

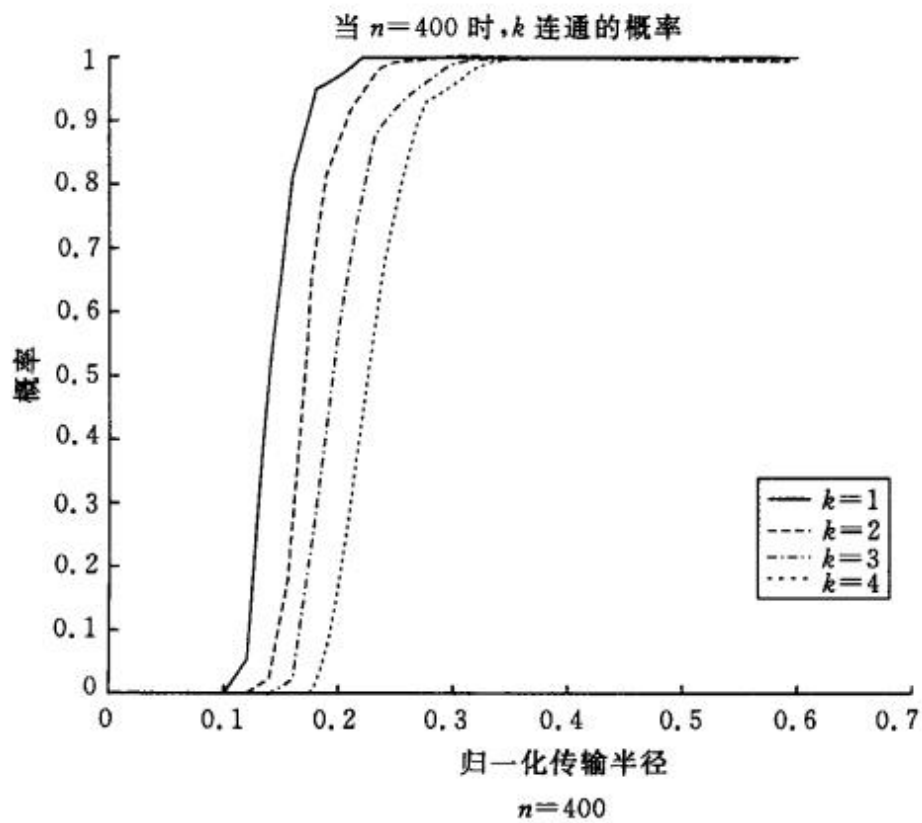
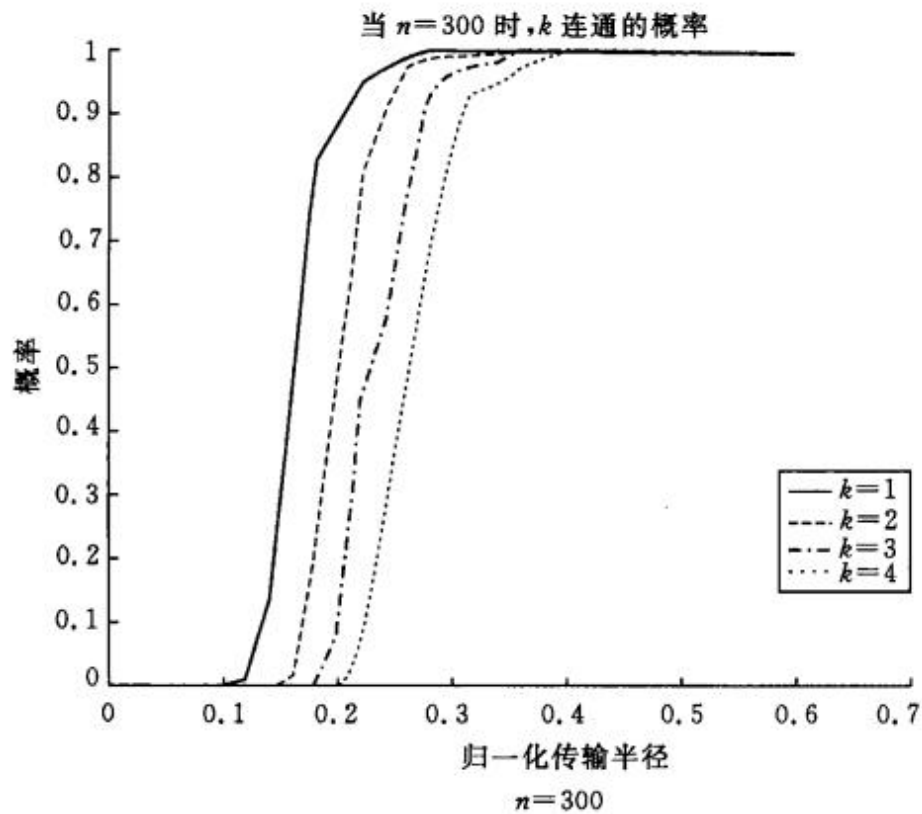
如果 G 具有某个特性,所有由 G 的节点组成的包含 G 的图也有这样的特性,那么这个图 G 被称作有单调增特性。令 Q 是任意一个图的单调增特性,比如,连通性、 k 边连通性、 k 顶点连通性,至少为 k 的最小节点度数,等等。半径 $\rho(V, \rho)$ 是所有图 $G(V, r)$ 具有 Q 特性的 r 的下确界。例如, $\rho(V, \kappa \geq k)$ 是最小半径 r , 此时的图 $G(V, r)$ 至少是 k 顶点连通。显然,对于任意的 V ,

$$\rho(V, \kappa \geq k) \geq \rho(V, \delta \geq k)$$

Penrose^[74]指出,对于 n 点 V 随机均匀分布于单位方形且 n 趋于无穷,这两个临界半径渐进相等。

随机图的连接性,特别是集合图和它们的变种,在随机图理论的参考文献 [75] 中随机集合参考文献 [71, 74, 76~78] 中和无线自组网参考文献 [72, 79~86] 中被考虑。



图 6.7 图 $G(V, r)$ 为 k 连通的传输现象

首先让我们考虑连通性问题。给定 n 点 V 随机独立分布于单位圆区域 D , Gupta 和 Kumar^[72] 指出, 如果对于任何的 $c(n)$, 当 $n \rightarrow \infty, c(n) \rightarrow \infty$ 时, $n\pi r^2 \geq \ln n + c(n)$, $G(V, r_n)$ 几乎一定连通。注意到这是一个紧界, 因为他们同时也证明了如果 $n\pi r^2 = \ln n + c(n)$, 且 $\limsup_n c(n) < +\infty$ 时, $G(\chi_n, r_n)$ 渐进断开。还需注意到, 他们是在区域 \mathcal{D} 的均匀泊松过程下而不是独立均匀过程下得出这些结论的。他们指出两者的差别可以忽略。Penrose^[71] 指出如果无线节点分布的几何区域是单位方形 \mathcal{C} 而不是圆形 \mathcal{D} 时得出的是同样的结论。

此外, Penrose^[71] 还指出随机均匀地分布在单位方形 C 中的 n 点的最小支撑树的最长边 M_n 满足

$$\lim_{n \rightarrow \infty} \Pr(n\pi M_n^2 - \ln n \leq \alpha) = e^{-e^{-\alpha}}$$

对于任意正整数 α 。这里 $\Pr(X)$ 是事件 X 的概率。注意到, EMST 的最长边总是临界功率^[26, 51]。因此, 参考文献[71]中的结论比参考文献[72]中的要充分, 因为它给出了网络连通的概率。例如, 如果设 $\alpha = \ln \ln n$, 我们有 $\Pr(n\pi M_n^2 \leq \ln n + \ln \ln n) = e^{-1/\ln n}$ 。这意味着网络以最小概率 $e^{-1/\ln n}$ 连通, 如果传输半径 r_n 满足 $n\pi r_n^2 = \ln n + \ln \ln n$ 。注意到 $e^{-1/\ln n} > 1 - (1/\ln n)$, 因为对 $x > 0$ 有 $e^{-x} > 1 - x$ 。令 $\alpha = \ln \ln n$, 图 $G(V, r_n)$ 连通的概率至少为 $e^{-1/\ln n} > 1 - (1/n)$, 这里 $n\pi r_n^2 = 2 \ln n$ 。注意到上式只有当 n 趋于无穷时成立。当 n 是一个有限数时, 图连通的概率变小。在参考文献[73]中, Li 等人给出了在有限 n 下图 $G(V, r_n)$ 连通的概率的实验研究。

一个紧密相关的问题是覆盖问题: 在两维的单位圆区域 \mathcal{D} 中分布着 n 个半径为 r 的圆, 这些圆的圆心以泊松点过程分布。Hall^[87] 给出的结果指出, 如果 $n\pi r_n^2 = \ln n + \ln \ln n + c(n)$ 且 $c(n) \rightarrow \infty$, 那么在区域 \mathcal{D} 中存在空白区的概率为 0, 当 n 趋于无穷时。如果 $c(n) \rightarrow -\infty$, 那么存在空白区的概率至少是 $1/20$ 。这意味着图 $G(V, r_n)$ 连通的临界半径 r_n 满足 $\pi r_n^2 \leq 4[\ln n + \ln \ln n + c(n)/n]$, 当 $c(n) \rightarrow \infty$ 时。

令 $\mathcal{B}(n, p(n))$ 是 n 点图的集合, 这些 n 点图满足其完全图 K_n 的每条边以概率 $p(n)$ 被独立选中。接着我们可以得到, 如果 $p(n) = [\ln n + c(n)/n]$, 任意 $c(n) \rightarrow \infty$, 那么 $\mathcal{B}(n, p(n))$ 中的任一个图连通的概率趋于 1。尽管它们的渐进表达式和 Gupta 与 Kumar^[72] 给出的一样, 我们不能将此应用到无线模型中, 因为在无线模型中, 两条边的存在是不独立的, 不能用 Bernoulli 模型从完全图中选择边。

对于几何图, 它已被 Penrose^[74] 所证明, 在给定 l_p , $2 \leq p \leq \infty$, 以及任意正整数 k , 有

$$\lim_{n \rightarrow \infty} Pr[\rho(\chi_n, \kappa \geq k) = \rho(\chi_n, \delta \geq k)] = 1$$

得出的结论与图论^[75]中著名的结论相仿,即,如果我们随机均匀从 $\binom{n}{2}!$ 可能中添加边时,图达到最小度数 k ,则这个图 k 连通。

Penrose^[71]给出的结论指出,令 r 从 0 变到 ∞ ,图有最小度数 k 时,图 $G(\chi_n, r)$ 几乎一定 k 连通。不过这个结论没有指出,为了保证一个 n 点的图几乎一定 k 连通,我们只需要将每一个节点与其 k 最近的邻居相连。令 V 是一个随机均匀分布在单位方形(或圆形)的 n 点集合。Xue 和 Kumar^[86]证明,为了保证在 V 上的几何图连通,每节点需要相连的近邻数目渐进为 $\Theta(\ln n)$ 。Dette 和 Henze^[76]通过连接每一个节点到它的 k 个近邻研究了图的最大长度。Li 等人^[73]指出,给定单位方形中 n 个随机点 V ,为了保证在 V 上的集合图形 k 连通,每节点必须连接的近邻数渐进为 $\ln n + (2k - 3)\ln n$ 。

类似的情况是,不是仅考虑 χ_n ,Penrose 还同时考虑了一个单位方形 \mathcal{C} 上 n 强度的均匀泊松过程。Penrose 给出了在 d 维单位立体中一个满足 $\ln n / 2^{d+1} \leq n r_{n,k}^d \leq d! 2 \ln n$ 的均匀泊松过程的临界半径 $r_{n,k} = \rho(P_n, \delta \geq k)$ 的松的上下界。这个结论太松了。更重要的是,参数 k 在本次估计中没有出现。在参考文献 [73] 中, $r_{n,k}$ 的更紧一些的界在如下条件下被给出, n 点的 V 随机均匀分布在一个两维的单位方形 \mathcal{C} 上,图 $G(V, r_{n,k})$ 以较高概率形 k 连通。

Bettstetter^[79]做了实验来研究环形模型下 k 连通和最小节点度数的关系。Li 等人^[73]也做了实验来研究在欧氏模型下,一个图同时有最小节点度数 k 和 k 连通的概率。惊奇的是,他们发现即使 n 取值为 100,这个概率也足够接近 1。这个结论意味着有一个简单的方法(只是计算最小节点度数)来接近一个随机几何图形的连通性。最近, Bahramgi 等人^[20]指出,如何确定每节点最小传输半径来使相应的图是 k 连通的。这里,假定的是单位圆图形,通过设定最大的传输半径使之是 k 连通的。Lukovszki^[88]给出了一种方法来构建一个状况使得 k 节点或 k 链路失效。

Penrose^[74]也研究了 d 维空间中分布在单位立体下的 k 连通问题,他用的是环形模型而非欧氏模型来去除界效应。他指出,图 $G(V, r_{n,k})$ k 连通下临界半径 $r_{n,k}$ 满足

$$\lim_{n \rightarrow \infty} Pr(n \pi r_{n,k}^2 \leq \ln n + (k-1) \ln \ln n - \ln(k-1)! + \alpha) = e^{-e^{-\alpha}}$$

Dette 和 Henze^[76]研究了 d 维单位立方体或者 d 维单位立方球中独立均匀分布的 n 点的第 k 条最近邻居链路最大长度,用 $l_{n,k}$ 表示。他们这个长度的渐进结果,是基于当 $k > d$, $k = d$, 或 $k < d$ 时。在单位立方体中,他们用 l_{∞} 来取代

l_2 。在单位立体球中,其结果指出,当 $d = 2$ 且 $k > 2$ 时,

$$\lim_{n \rightarrow \infty} Pr(n\pi r_{n,k}^2 \leq \ln n + (2k-3)\ln \ln n - 2\ln(k-1)! - 2(k-2)\ln 2 + \ln \pi + 2\alpha) = e^{-e^{-\alpha}}$$

注意到, Penrose^[71]已经给出,当区域是一个单位方形时,随着 n 趋于无穷,随机几何图 $G(V, r_{n,k})$ 为 k 连通且有最小顶点度数 k 的概率趋于 1。结合参考文献 [76] 和 [74], Li 等人^[73]指出如果传输半径 $r_{n,k}$ 满足 $n\pi r_{n,k}^2 \geq \ln n + (2k-1)\ln \ln n - 2\ln k! + \alpha + 2\ln(8k/2^k \sqrt{\pi})$, 那么随着 n 趋于无穷,图 $G(V, r_{n,k})$ 以最小概率 $e^{-e^{-\alpha}}$ 是 $k+1$ 连通的。

6.5 总结

无线 Ad Hoc 网络由于其潜在的广泛应用领域和泛在计算能力近来已引发了极大的关注。在这一章里,我们回顾了无线 Ad Hoc 网络中拓扑控制和本地化路由算法上的最近进展。不过,由于篇幅有限,仍然有很多优秀的成果未能在文中一一呈现。

在无线 Ad Hoc 网络的拓扑控制中有很多有趣的开放性问题。首先,我们很想知道 YaoYao 结构 $YY_k(V)$ (和类似的,结构 $YH_k(V)$) 是否是长度支撑。其次,当信号传输负荷成本是不可忽略的,这里回顾的结构依然是功率支撑吗? 第三,当不同的节点有不同的传输范围使得拓扑有某些新特征时,如何控制网络拓扑? 第四,我们能否设计一种可以取得同最小值相比固定比率的已发现路径长度的本地化路由算法? 这个答案可能是否定的,具体内容可参见参考文献 [89]。

致谢

作者感谢 Ivan Stojmenovic 博士在本文撰写过程中提出的一些有益的建议,也非常感谢 Mathew Penrose 博士对文稿的审阅。

参考文献

1. S. Capkun, M. Hamdi, and J. P. Hubaux, "Gps-Free Positioning in Mobile Ad-Hoc Networks," in *Proceedings of the Hawaii International Conference on System Sciences*, 2001.