

78193

TN913
4124

通 信 网 分 析

【美】霍华德·克雷维斯 著

杨朝津 赵宗基 合译

人民邮电出版社

Communication Network Analysis

Howard Cravis

1981

内 容 简 介

本书以系统工程的概念和方法,阐述了有关通信网的定义、公式和算法。全书内容分两部分:第一部分为网的结构,包括图论定义和性质、树、路由、可靠性等;第二部分为各类交换网,包括电路交换网、消息交换网、分组交换网、集中式计算机网、中继线选定等。本书是作者多年从事通信网研究工作的经验总结,注意理论联系实际,可供需要对通信网进行分析或设计的工程技术人员、大专院校师生阅读参考。

通 信 网 分 析

[美]霍华德·克雷维斯 著

杨朝津 赵宗基 合译

责任编辑: 林秉方

人民邮电出版社出版

北京东长安街27号

河北省邮电印刷厂印刷

新华书店北京发行所发行

各地新华书店经售

开本: 787×1092 1/32 1986年10月第一版

印张: 5 28/32 页数: 94 1986年10月河北第一次印刷

字数: 132千字 印数: 1-3,500册

统一书号: 15045·总3276—有5478

定价: 1.15元

译 者 序

通信网是通信系统的系统，是关系通信的全局问题。应用系统工程的概念和方法对它进行研究，在国外已日益引起有关方面人员的兴趣，并积累了大量的文献资料。这些文献资料目前多散见于各种杂志刊物和专业会议论文集中，汇集成书的还为数不多。本书作者多年来在美国贝尔电话研究所、阿瑟D.利特尔公司从事通信系统工程的研究工作。本书就是他把在工作中认为对通信网分析是有用的许多定义、公式和算法收集在一起，分门别类加以整理而写成的。本书标题虽为通信网分析，但也提到了一些综合问题。本书叙述简明扼要，概念清楚，并能理论联系实际，给出了不少的计算实例。但因所涉内容广泛，限于篇幅，对于解法没有给出证明，但尽可能地列出了必要的参考文献，读者可从中找到证明或其它实质性的内容。本书对需要进行通信网分析或设计的工程师、研究人员、计算机编程人员和大学生都有一定的参考价值。

本书的序言、第一、二、三、四、八、九章由杨朝津翻译，第五、六、七章由赵宗基翻译，全书并经杨朝津统一校阅。由于我们的水平有限，不妥之处尚希读者不吝指正。

译者

1984年12月于北京

序 言

我写本书的目的就是把我在分析通信网时已发现是有用的，并希望对本专业领域中其他人员也将是有用的许多定义、公式和算法收集在一处。在许多实例中，可以依靠重复地应用一种分析方法并修正输入数据，直到获得想要的结果为止，这样来综合一个网。也有一些步骤可以直接应用于综合，这稍微超出标题的含意，而扩大了原定的范围。本书主要面向需要分析或设计电话、数据传输和其它方式的实用通信网的通信系统工程师、计算机编程人员和大学生。本书还在一定程度上指出现有技术的局限性，这对研究工作人员可能是有帮助的。

本书主要叙述可用来获得特定结果的步骤。我已试图清楚地说明所有用到的术语的意义；所需的输入数据；求解问题的明确性和结果的形式；以及关于解的有效性的限制。为了简洁起见，没有给出证明。因为在本专业领域中目前广泛使用的许多步骤部分地或全部地是启发式的，我已注意把在数学意义上已被证明的解和其它的解加以区别。在可能的地方，给出每种方法的参考文献，读者在许多情况可从中找到证明或其它的实质性内容。有一点还需说明一下：在算法中，记号“ $a \leftarrow b$ ”的含义是指用 b 来替换 a ，或者用 b 的值取代 a 的值。

第一部分论述网的结构性质。因为许多有用的手续是从图论得来的，第一章包括精选的最重要的定义和图的性质。第二章讨论树的主题，它在以后的若干应用中（例如多站布置）是重要的。第三章从结构的观点论述路由，也就是不去考虑网中

迂回路由选择的具体方法。在这里关心的是找出路由的手续，特别是当施加约束时的手续。

网中的可靠性受到了很大的注意，特别是在军事系统中，其中节点和分枝（交换中心和通信链路）的易毁性是一件需要关切的事。为了简化这个主题的讨论，第四章讨论可靠性（或可用性或残存性）纯属于结构的那些方面，也就是可以把网从图的性质进行分析的那些方面的问题。当某些节点或分枝遭受破坏或以其它方式中断服务，或进一步复杂化而认为这些事情是以规定的概率发生等情况下，可靠性通常的量度与那些继续保持通信的部分节点对有关系。由于在本领域中，对于一组可靠性量度似乎还没有全面的一致意见，我给出了许多在实用中有用的手续，它们包括进一步估计可靠性特性所需的大多数原理。

第二部分介绍网中的交换。概括地说，这个术语是指任何建立节点到节点的非永久性连接的方法。电路交换，也叫“线路交换”，是许多电话和其它系统的基础；接续是按照需要在节点之间建立路径来实现的，然后将接续断开以使分枝容量能为其它的网路用户所利用。第五章的讨论从业务量和拥塞理论的某些基本原理出发，然后是网的迂回路由选择和分析模型。

第六章讨论消息交换，也叫“存储-转发”交换。在消息交换中，网在一个节点收到一份消息后，不是在两个节点之间的一个暂时路径上把它直接传输到另一个节点，而是把它先加以存储，当以后有一个适当的路径可资利用时再把它进行传输，存储和重新传输可在中间节点重复进行。这样的网以交换设备的复杂性为代价，得到比电路交换一般可能得到的更高的、分枝相对于它们容量的利用率。消息交换网的主要模型，克莱因洛克（Kleinrock）模型，是借用单服务员排队或等待线理论中必要的初步资料来加以解释的。

在第七章所讨论的分组交换对本专业领域来说是比较新的，虽然这种技术在1964年已由巴兰（Baran）考虑。在某些方面，它类似于消息交换，但这里的“消息”是组成各别的节点到节点消息的数据的分组或分块。分组交换系统的大量分析是依靠模拟来进行的，这超出了本书的范围。在第七章中，我引用已经为这类交换网所开发的那些分析方法和算法。

在第八章中我把第二章的某些结果，以及构成第六和第七章的基础的单服务员排队模型应用到集中式计算机网的分析。具有最大实用价值的问题就是估计响应时间，和选定复用器、集中器或其他出入节点的位置。

最少费用路由或中继线选定是专用交换系统（诸如用户交换机）中当前感兴趣的一件事情。第九章考察最少费用路由系统（其中呼叫可能受到阻塞或迟延）的主要分析方法。

目 录

第一部分 网的结构	(1)
第一章 图论定义和性质	(1)
1-1 图和网	(1)
1-2 路由、支部和割集	(3)
1-3 圈和树	(4)
1-4 联络矩阵	(6)
1-5 图中的权	(6)
第二章 树	(8)
2-1 引言	(8)
2-2 最小生成树	(8)
2-3 段	(12)
2-4 有约束的树	(13)
2-5 埃索-威廉斯算法.....	(14)
2-6 找出最优有约束树的其它方法	(18)
2-7 实用方面	(20)
第三章 路由	(22)
3-1 引言	(22)
3-2 权	(22)
3-3 所有节点对的最短路由	(23)
3-4 从一个特定节点到所有其它节点的最短路	

由	(30)
3-5 产生较长的路由	(33)
3-6 节点不相交的和链路不相交的路由	(36)
第四章 网的可靠性	(39)
4-1 引言	(39)
4-2 粘聚性和连通性	(39)
4-3 找出无向图的粘聚性	(40)
4-4 找出无向图的连通性	(48)
4-5 概率性的链路和节点失效	(52)
第二部分 交换网	(59)
第五章 电路交换网	(59)
5-1 引言	(59)
5-2 全利用度中继线群	(60)
5-3 在其它假设条件下的中继线群	(68)
5-4 迂回路由选择	(72)
5-5 网中的阻塞概率	(79)
第六章 消息交换网	(96)
6-1 引言	(96)
6-2 单服务员排队	(97)
6-3 克莱因洛克模型	(101)
6-4 网路优化: 容量分配问题	(104)
6-5 网路优化: 流量分配问题	(112)
第七章 分组交换网	(116)
7-1 引言	(116)
7-2 克莱因洛克模型的推广	(117)
7-3 网路优化	(123)
第八章 集中式计算机网	(128)

8-1	引言	(128)
8-2	响应时间的估计	(130)
8-3	选定复用器/集中器的位置	(138)
第九章	最少费用路由选定	(147)
9-1	引言	(147)
9-2	问题陈述	(148)
9-3	有阻塞的全出入中继线群	(152)
9-4	有迟延的全出入中继线群	(157)
索引		(160)

第一部分 网的结构

第一章 图论定义和性质

1-1 图 和 网

通信网是由连接诸如交换中心、集中器、或终端等位置的传输路径所组成。我们将用**图**作为网的模型，它是网的一种表现而与路径的组成（例如无线或电缆）无关，也与处于路径连接的位置上所完成的功能（例如交换、集中、或信息出入）无关。因而图是由点和连接它们的线的有限集所组成，点称为**节点**，线称为**链路**。节点相当于交换点、集中器、终端等等；链路则相当于传输路径。在图论的其它论述中，对节点时常使用**顶点**这个术语，而对链路使用诸如**边**、**弧**、或**分枝**等术语。

图的一个例子示于图1-1。节点就是其中附有号码的小圈，而链路就是连接它们的线。这种叙述适合于图的描绘，但恰当的图论定义应是，图为节点的有限集（图1-1中的节点1、2、3、4和5）和节点对的集〔图1-1中的对（1，2）、（2，3）、（2，4）、（1，4）、（3，4）和（3，5）〕，后一个集描述链路。一般来说，当节点集为 N 和链路集为 L 时，我们将把图记作 $G(N, L)$ 。 $G(N, L)$ 的一个**子图**就是具有节点集为 N 的子集和链路集为 L 的适当子集的一个图。图1-2示出图1-1的

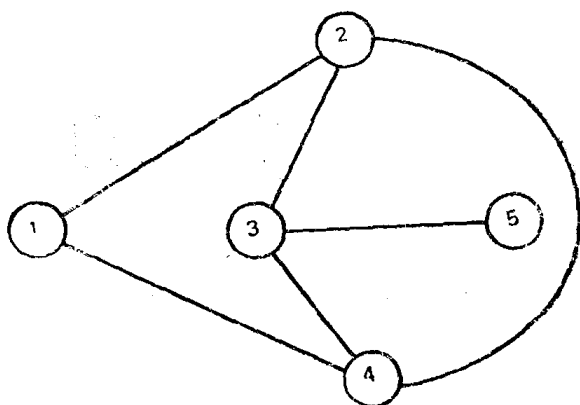


图 1-1

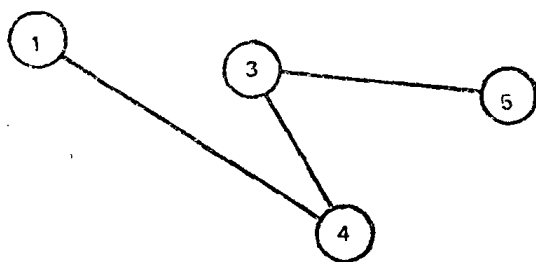


图 1-2 图1-1的图的子图

一个子图，它是由去掉节点 2 和链路 $(1, 2)$ 、 $(2, 3)$ 和 $(2, 4)$ 而得到的。如果 $G_1(N_1, L_1)$ 是节点集为 N_1 和链路集为 L_1 的一个图，且 $G_2(N_2, L_2)$ 是类似的一个图，那么 G_1 和 G_2 的并 $G_1 \cup G_2$ 就是节点集为 $N_1 \cup N_2$ 和链路集为 $L_1 \cup L_2$ 的图。

除非有必要作为特别的例外，图 1-1 的图与本书中将要讨论的所有的图具有共同的某些性质。它是无向的，也就是每个链路在它连接的节点之间任何一个方向都安排作通信用。因而我们把链路 (i, j) 和链路 (j, i) 不加以区别， i 和 j 是节点

号码。我们将把节点 i 和 j 叫作链路的端，把连接在一个节点的链路数目叫作节点的次数：在图1-1中，节点2的次数是3。如果链路 (i, j) 的两端相同，图就不具有这个链路。最后，任何节点对至多由一个链路加以连接；当然，如图1-1的节点1和5之间也可以没有链路。图论许多重要的应用都是以缺少一个或多个这些简化性质的图为基础的〔1, 2〕。如我们将要看到的那样，这些性质将在本书感兴趣的大多数情况中应用。

1-2 路由、支部和割集

当 i 和 j 是 $G(N, L)$ 中的不同节点时，从 i 到 j 的路由就是 L 的一个子集，可把它的成员排成一个有序的清单 (i, i_1) 、 (i_1, i_2) 、 $\dots$ 、 (i_k, j) ，而有下列性质：(a) i 仅作为第一个链路的一端而出现一次，和 j 仅作为第末个链路的一端而出现一次；(b) 当 $k \geq 1$ 时，每个其它节点 $i_1, i_2, \dots, i_k$ 作为清单中某个链路和紧随在它后面的链路的共同端而恰好出现两次。读者不必为无向图中路由的这种图论定义而担心，它与通信路由的常识概念是一致的，性质(a)和(b)保证了路由不包括环路或者顺一个链路折回。任何从 i 到 j 的路由唯一并明确地对应于一个从 j 到 i 的路由。

当对于任何不同的节点 i 和 j 都有一个从 i 到 j 的路由时，图是**连通的**。图1-1和图1-2的图就是连通的。当一个图不是连通的时，它叫作**不连通的**。图1-3的图是不连通的，因为例如它从节点1到节点4就没有路由。如果 G' 是图 G 的一个连通的子图，而使得没有其它包含 G' 的子图是连通的——也就是 G' 是一个最大的连通子图〔1〕——就叫 G' 是 G 的一个**支**

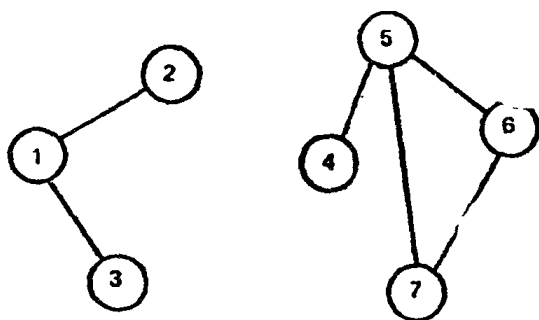


图 1-3 有两个支部的图

部。在图1-3中，由节点1、2和3以及链路(1, 2)和(1, 3)所组成的子图就是两个支部的一个。

如果 L' 是连通图 G 的一个链路子集而使得去掉 L' 中的链路就造成具有两个或多个支部的图，且如果除了 L' 本身再没有 L' 的子集具有这种性质——也就是 L' 是针对这种性质的最小链路集——就叫 L' 是 G 的一个**链路割集**。在图1-1中，由(2, 3)和(3, 4)所组成的链路集就是一个链路割集。弗兰克(Frank)和弗里什(Frisch)证明，从连通图去掉一个链路割集造成一个具有**恰好**两个支部的图。

如果 N' 是连通图 G 的一个节点子集而使得去掉 N' 中的节点就造成一个具有两个或多个支部的图，且除了 N' 本身再没有 N' 的子集具有这种性质，就叫 N' 是 G 的一个**节点割集**。在图1-1中，由节点3所组成的集就是一个节点割集；把它去掉而造成的支部之一就是由单独节点5所组成的子图。

1-3 圈 和 树

图中的圈具有一个很象节1-2中路由的定义，但要求起始

的和终止的节点是同一个节点。因而圈就是 L 的一个子集，可把它的成员排成一个有序的清单 (i, i_1) 、 (i_1, i_2) 、 $\dots$ 、 (i_k, i) ，而有下列性质：(a) i 仅作为第一个链路的一端和第末个链路的一端而出现；和 (b) 每个其它节点作为清单中的某个链路和紧随在它后面的链路的共同端而恰好出现两次。因为在节1-1中图的定义不许有形式 (i, i) 的链路，必须 $k \geq 1$ ；事实上，因为一个链路在 L 的子集中不能重复出现(请回忆，链路 (i, j) 和链路 (j, i) 是相同的)，所以得 $k > 1$ 。圈就是一个环路，诸如图1-3中的 $(5, 6)$ 、 $(6, 7)$ 、 $(7, 5)$ 。

如图1-4所示，树就是一个不包含圈的连通图。树的某些

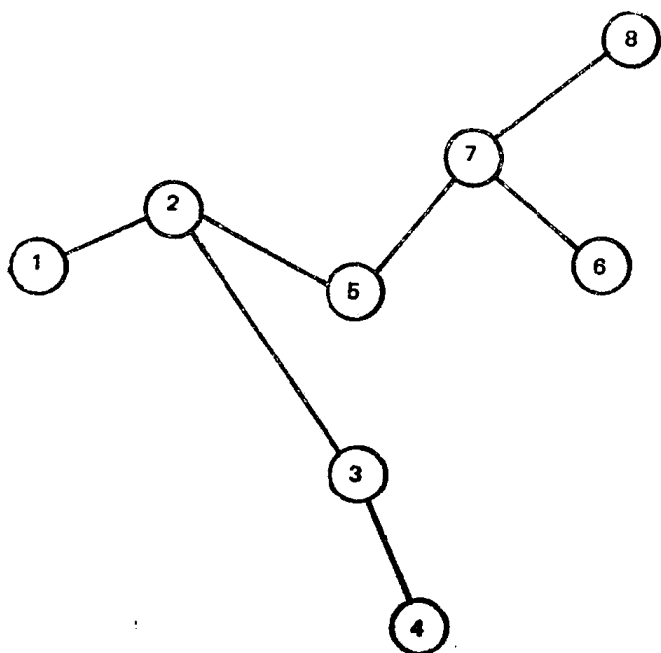


图 1-4 树

有兴趣的性质是：(a) 去掉任何一个链路就使图不连通；(b)

从任何一个节点到任何另一个节点恰好有一个路由；和(c)当 n 是节点数目时，图包含 $n-1$ 个链路(3)。我们将叫节点集为 N 的树是 N 上的树。

1-4 联络矩阵

当图 $G(N, L)$ 包含 N 个节点时，可把它完全用 $n \times n$ 矩阵 A 来加以描述，矩阵的第 i, j 个元素——也就是第 i 行和第 j 列中的元素—— a_{ij} ，当有一个链路 (i, j) 时为 1，当没有这样一个链路时为 0。对于图 1-1 的图，

$$A = \begin{pmatrix} 0 & 1 & 0 & 1 & 0 \\ 1 & 0 & 1 & 1 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \end{pmatrix}$$

这就是**联络矩阵**。

对于将要进行处理的无向图， A 是对称的，也就是 $a_{ij} = a_{ji}$ 。

1-5 图中的权

对图的每个链路分派一个称为它的**权**的实数，这样做时常是方便的。例如，权可能是链路的长度、它的费用、它的传输容量、或者其它有用的量。在任何分析中，每个链路可能具有不同符号表示的若干不同种类的权。如在图 1-5 中那样，权是以贴近链路的数字来表示的；链路 $(2, 4)$ 具有权 3。因为对链路 (i, j) 和链路 (j, i) 不加以区别，对链路 (i, j) 的权和链路 (j, i) 的权也将不加以区别。因而当 w_{ij} 是链路 $(i,$

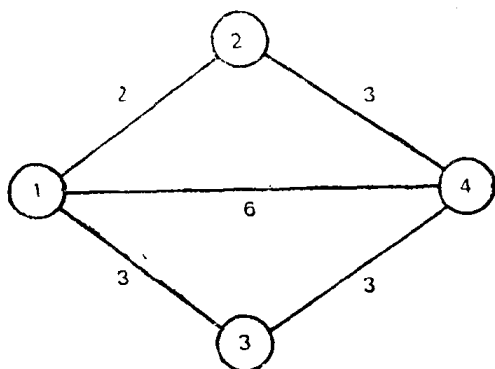


图 1-5 有链路权的图

i) 的权时, 将有 $w_{ij} = w_{ji}$ 。我们将约定 $w_{ii} = 0$ 。

圈或者路由的权就是它的链路的权的总和。例如, 在图 1-5 中, 从节点 1 到节点 4 的路由 (1, 2)、(2, 4) 具有权 5, 而路由 (1, 4) 具有权 6。

如果对每个节点分派一个实数, 就有一组节点权, 它们可能代表费用、交换容量等等。

在图的任何讨论中, 如树的讨论中, 显然在其中仅涉及链路权, 我们将使用诸如“树的权”的术语来指链路权的总和。在必要时, 我们将在图中对链路权、节点权, 以及从它们计算得来的各种量加以区别。

参 考 文 献

1. Frank, H., and Frisch, I.T. *Communication, Transmission, and Transportation Networks*. Reading, Mass.: Addison-Wesley. 1971.
2. Whitehouse, G.E. *Systems Analysis and Design Using Network Techniques*. Englewood Cliffs, N.J.: Prentice-Hall. 1973.
3. Knuth, D.E. *The Art of Computer Programming, v. 1, Fundamental Algorithms*. Reading, Mass.: Addison-Wesley. 1968.

第二章 树

2-1 引言

我们从节1-3回忆起，树是不包括圈的连通图。在把终端连到计算机而进行网的设计时，产生下列问题：已给定一组固定的节点，诸如终端和计算机所在的城市，在这些节点上找出一个使全部链路（通信线路）费用最少的，或许还受到某些约束的树。特定容量的链路费用时常与链路长度有关，而一个典型的约束就是，必须把节点连通而使它们产生的业务量不致造成链路过载。在微波路由布局时，以终端站作为节点，最小长度树就常是一个有用的出发点。

因为在 n 个节点上的树的数目是 n^{n-2} ，除非对于小的 n ，要形成所有可能的树并找出每个的费用，以及试验它是否与任何约束条件相符，是不可行的。所以我们首先叙述一种找出最小生成树(MST)，也就是具有最小权但不受任何约束的一棵树的程序。然后找出有约束时具有最小权性质的树。

2-2 最小生成树

我们先从一个节点集 N 着手，它的成员在开始时彼此不连通。目的是在 N 上找出一个在所有可能的树中具有最小权的树。我们可方便地设想节点集为 N 的一个图 G ，其中对于每个