

505642

局部计算机网络

[美] 卡尔·特罗帕 著



湖北省暨武汉市计算机学会信息服务部

P 360.2
861

505642

局部计算机网络

Corl Tropper

翻 译	吴泰煦	袁由光	王仁华	夏以信
校 对	刘象庆	袁由光	吴泰煦	



90030482

中国船舶工业总公司第七〇九研究所

目 录

前 言

第一章 绪 论

引 言	(2)
局部计算机网络的探讨性定义	(4)

第二章 环形网络

引 言	(6)
环路访问协议	(6)
模 型	(7)
Newhall 环	(8)
MININET	(11)
Pierce 环及其派生的环	(14)
DLCN	(21)
DDL CN	(33)
俄勒冈州环	(39)
环形网络的模拟——最后的设想	(41)

第三章 总线网络

引 言	(44)
通道访问技术	(44)
对经典模型的评述	(48)
HYPERCHANNEL	(55)
无冲突预约方案	(58)
MSAP 协议	(59)
哥伦比亚协议	(63)
BRAM 协议	(67)
MLMA 协议	(68)
GSMA 协议	(70)
DYN 协议	(71)
URN 方案	(73)
总线网络的模型——最终的设想	(74)

前 言

在我们的电子产品市场上，本书的重要性一天比一天清楚。特别是人们对办公室自动化的兴趣使得 Xerox、王安和 Datapoint 等公司的产品象洪水一样涌来。

现在市场上出售的有字处理终端、面向管理的智能工作台及既能作数据处理又能作字处理的多功能终端。所有这些终端都可用作电子邮件的设备，也可用计算机系统把它们连结起来构成一个办公室自动化系统。

各种不同来源的消息都预言信息时代相当于一次工业革命，它能提高办公室工作人员的效率，在某种程度上就象工业革命时期中工厂工人生产率发生变化一样。

办公室自动化系统只不过是局部地区网络概念中内含功能的一个例子。我们用这一词来表示由通信系统联结在一起的、相隔不远的（如同在一幢大楼里）一个多处理器（如终端、计算机）的集合体。其它如医药信息网络和过程控制网络也是局部网络。

上述局部网络包含松散地连接在一起的处理器。连接得更紧的处理器是正在积极研究的焦点之所在。好几家公司（Honeywell、Apollo Computer）已积极从事于研究开发这种分布式系统，旨在渗透到分时系统市场（也可以说开辟一个新市场！）。

这一类研究工作是写作本书的最主要目的。《局部计算机网络》这本书就是试图把研究环形和总线计算机通信网络链路访问协议的大量工作综合起来，并系统地讨论协议及与之有关的各种性能模型。

这两种方法的引入之处主要是其简易性。总线网络利用电缆上的无源抽头通过某种接口装置把主计算机或终端接入电缆。接口装置获得总线访问所采用的算法* 将在第三章中进行讨论。环形网络在网络中从一个节点向另一节点传递信息时采用某种形式的缓冲（尽管这种缓冲很简单）。目前基本的实用方法有 Xerox、DEC 和 Intel 公司倡导的 Ethernet 法及 Prime Computer 公司等采用的许可证传递法。这二种技术都很有活力，它们最终都能找到各自适当的市场。

本书第一章解释了局部计算机网络为什么重要——技术上及经济上的原因。文中还提出了局部网络的探讨性定义。

在这一导言性章节之后，本书自然而然地分为两部份——专门讲环形网络的第二章及专门讲总线网络的第三章。每一章的结构相同，先介绍协议再讨论这些协议的性能模型，然后比较这些协议（在某种程度上是可能的），最后说明模型本身的前提条件及不足之处。

这两章都包含很多现有的及正在规划的网络，如 Ethernet、Mininet、Hyperchannel 和 Spider 网络。环形网络一章介绍的协议和网络有 Newhall（及 Mininet）、Pierce（及贝尔实验室的 Spider 网络）、俄亥俄州立大学的 DLCN 和 DDLCN 以及“俄勒冈州环”。总线网络一章先简单小结 Kleinrock 及其学生们在 ALOHA 和 CSMA 协议方面所做的“第一流的”工作，包括对这类总线协议内含的基本延迟、吞吐量、稳定性权衡的说明。然后在第三章中继续介绍 BRAM、GSMA、DYN 等无冲突方案，最后介绍有趣的 URN 协议。

* 很多这种算法允许信息包相互冲突。

第一章 绪 论

引 言

本书原先是在 MITRE 公司时所写的一篇技术报告。文章综述了各种采用环形或总线技术连接节点的局部计算机网络的性能模型。

该报告由美国空军资助，因为通信对美国空军来说是生命攸关的大问题。因此，它把局部区域网络作为一种连接其通信和情报处理系统的手段，这是一种充满活力的强有力的手段。

由于局部区域网络是一个巨大的市场*，它能建立“将来的办公室”，因此，工业界对它的兴趣与日俱增。这一工作的目的是大幅度提高现代事务办公室的效率，它与工业界提高工厂生产率的方法相似。

引入这种办公室的最终结果是装备智能终端。这些终端将通过局部网络与其它办公设备接在一起。传真设备、字处理机、计算机和有声视频会话设备也将接入终端。

这样，终端就可以产生和编辑文件，同时，办公室内部的联系可以通过“电子笔记”进行，有声视频会话可以作为决策过程的一部分，也可以在局部数据库上任意检索信息。处于不同地理位置的办公室可以通过“骨干”网络连接在一起。

这种方案的倡导者要我们相信这些电子设备的长处必然会使决策简单化，在现代化的公司中必然会出现更有效的组织结构。

当然，也可能出现相反的情况。上述环境中的决策实际上变成极端集中，结果甚至比现代化公司中现有的官僚层更多。Martin [MART 78] 对这一问题作了有趣的讨论。上帝再次看到应该把果实交由我们处理。

无论如何，我们的办公室革命当然会不断向前发展。字处理机现在是很多办公室中的平常之物。为用于办公室自动化，Xerox、DEC 和 Intel 公司宣布目前正在局部络网市场上投入一项联合赌注 [MINI 80]。

除了提高办公室效率这一非常强烈的刺激因素外，产生电子办公室还有两个主要的经济和技术因素。

第一个因素是现在的传输介质能支持高传输速率，其价格并不很贵。这种介质主要有同轴电缆。同轴电缆可以在一公里以上的范围内以每秒 1~10 兆位的速率作点与点间的及广播的通信，不必另加中继器。

把我们推向电子办公室的第二个主要因素是 LSI (大规模集成电路) 技术，它使我们有可能设计出价格更低、功率更大的电路。

用这种技术生产微处理器，这样智能终端就可作为字处理机来使用，也能以独立的形式作为办公室中的一个组成部份。这些智能终端也可处于接口装置的中心位置，再用接口装置把不同设

* 据《Fortune Magazine》杂志估计，其潜在市场为六十亿美元。

备连到网络。

在松散连结处理器的电子办公室中，另一个极端是分布式处理系统。根据 Stankovic 和 Van Dam 所述 [STAN 79]，我们说这一术语的意思为：

一组物理上和逻辑上互连在一起的处理元件，它对整个系统资源进行分散的控制，并协同执行应用程序。

我们试图确切地定义分布式处理，因为这一术语经常被入随便引用。一组终端与一台主计算机连接，这样的系统不是分布式处理系统。

必须指出分布式处理仍然是一个处于研究中的领域——还没有建成一个与前述定义一致的系统。分布式处理的潜在优点确实为这一领域引起的激情提供了根据。下面是其中的一些优点：

1. 性能改进，很大程度来自内含的分布式处理的并行性及负荷平衡。当然，为了利用这些优点，应该可以把应用程序分隔开。

2. 改善容错，因为发生故障的处理器（功能上）可用其它处理器代替。

3. 系统容易发展。

4. 由于微处理器生产中内含的经济效益更高，因此与集中式系统相比，它能改善价格/性能比。

要建成真正的分布式处理系统，其困难非常之大。这些困难中最使人烦恼的是建立操作系统，这个操作系统只须了解系统的大概状态就能控制进程，而当前的操作系统都假定系统可以了解全局状态。

实际上悬而未决的问题很多。为了很好地讨论分布式处理的潜在优点及遇到的困难，读者可以查阅 Stankovic 和 VanDam [STAN 79] 或 Jensen [JENS78] 的文章。

顺便提一下，有几个实验性系统正在建造之中，其中有 Jensen [JENS 78] 介绍的 HXDP (Honeywell 实验性分布式处理) 系统。HXDP 工程现在由卡内基——梅隆大学执行，它主要集中于实时控制问题。

从根本上说，本书的目的与以前有关的书籍一样——即，局部计算机网络的性能模型（及某种程度的模拟）。全部网络都是用环或总线技术来连接计算机和（或）终端的。我们专门用第二章来讲环形网络，第三章讲总线网络。

除某些（明显的）例外，局部网络的模拟都集中于通信子网的性能。传统的测量网络性能效率的方法是时间延迟对吞吐量。

由于采用了更精致的语言，我们准备研究网络控制协议的性能。这些协议为计算机网络中使用的传输协议，既有传送单消息（数据报）又有传送消息流（虚电路）的。

（我们准备用数据报服务效率来度量网络的性能。我们用承兑时间延迟—吞吐量曲线来描绘这一性能。

在开始前，回顾一下性能模拟的特点是值得的。我们可以摘取 Beizer* [BEIZ 78] 有关实时软件性能模拟的论述，没有比这更好的了。

分析系统性能的最好理由是对设计过程进行控制。不断地作出分析，以保证系统性能保持在规格之内。权衡判断有时不是凭直觉所能观察到的，因此所作的这些分析提供了关键性权衡判断的理论基础。它们还提供性能规格或硬件改变时的早期警报。这种类型的分析是一种连续的工作，在大多数情况下由设计者自己来完成。

* 根据作者的意思，这一工作与计算机系统的性能模拟没有多少类似之处。

局部计算机网络的探讨性定义

从功能角度来看,一个局部计算机网络可以看作居于多处理系统和为共享资源而互连的地理上分布的不同种类计算机系统之间的系统。我们发现在这一范围内的一端是试图把串行的处理器转换为并行的处理器,而另一端则是把不同类型的计算机用通信网络连在一起,因而使用户能利用各种不同的计算资源。所以建立局部计算机网络可以达到这些设计目的。

Metcalfe 和 Boggs [METC 75, 第 395 页] 采用根据位速率和计算机间的距离来分类的方法区分出三种不同类型的网络:

类 型	距 离	位 速 率
远程网络	>10公里	<0.1 兆位/秒
局部网络	0.1—10 公里	0.1—10兆位/秒
多处理机	<0.1公里	>10兆位/秒

必须指出,在这一领域中引入光导纤维技术威胁到了 Metcalfe 和 Boggs 的分类法,使其面临一片混乱。

另一种局部网络的定义是由 Franck [FRAN 78] 提出的。他把局部网络描绘成由三个基本成分组成:

1. 一个高速传输介质,它在“有限”距离内传输数据。传输介质的特点和网络拓扑不作规定。
2. 几个网络适配器接入这一传输介质,作为计算设备的线路接口。这些适配器在传输介质上发送数据。
3. 可以接入适配器的计算系统元件。Franck 对他定义的说明见图 1。

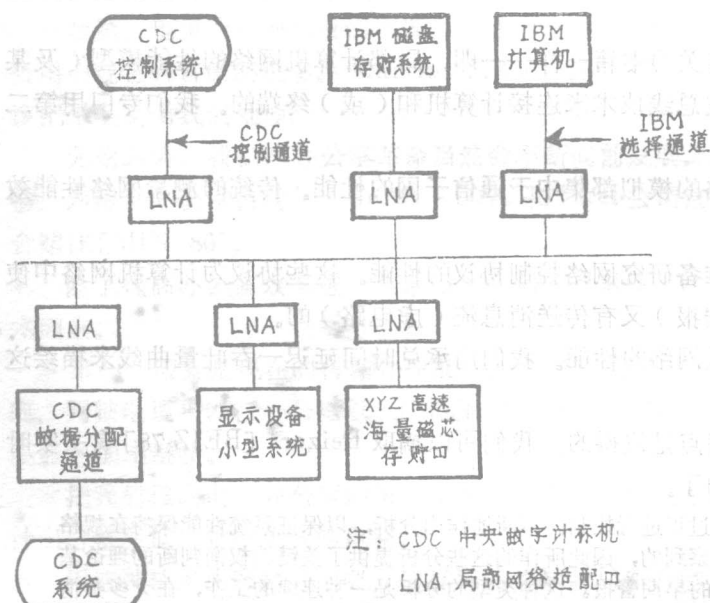


图 1 局部计算机网络、适配器

必须指出,在第三届局部计算机网络会议上——一次专门讨论局部计算机网络定义的会议——所作的公开讨论并没有得出一个各方面都能接受的定义。

近年来人们在研究局部网络的技术上作了更大的努力。研究出来的两种基本网络技术是环和总线。在一个环形网络中,通信通道是环路形式的。消息发生于源节点(接入回路),然后在通路中流经中间节点到达它们的目的节点。通路中间节点的作用如一个中继站。另一方面,在一个总线网络中消息是播送到一条共享的通信通道上的。因此,所有接入通信通道的节点都可“听到”发向回路的全部消息。关于这些网络更详细的定义将在第二章和第三章中作介绍。

读者如果对正确评价局部区域网络设计方面的许多论著有兴趣的话,最好读一下 Clark 等对这一问题的论述 [CLAR 78]。

据作者所知，至今还没有在某一应用方面对环形网络和总线网络性能作一比较。这是非常不幸的，因为目前对环技术的研究（如本书讨论的 DLN 环）证实可以建造具有突出性能特点的环形网络。

第二章 环 形 网 络

引 言

根据 Anderson 和 Jensen [ANDE75] 所述, 我们把环形网络描述为以环路形式* 用通信通道连接起来的一组处理单元(终端或计算机)。这一情况的说明见图 2。

通常, 处理单元通过接口装置——环接口装置——接入环。环路上也可接入环路管理器。管理器的功能包括同步和某种形式的消息流控制(防止不可传输消息的堆积)。

虽然已有人介绍过双向系统 [MAJI 77, WOLF 78], 但是环上来往的消息一般只流向一个方向。因此, 每一处理单元从它的相邻处理单元中接收消息, 再把消息发送给另一相邻处理单元。于是, 消息从它们的发源地开始绕环流向目的地。通路中的中间处理单元起中继作用。

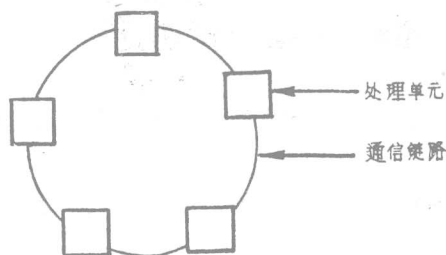


图 2 环形网络

根据不同系统, 消息可以是定长的, 也可以是变长的, 环中同时可容纳一种或几种消息。

环形网络之所以具有吸引力是因为它简单。增加(或删除)处理单元相当容易, 不用每次都作大量连接。当网络处于一幢办公大楼内时它的好处更大。此外, 启动和修改系统的代价相对来说也较低。

环系统的主要缺点, 即它的可靠性也起源于其简单的设计。无论一台处理机或一条通道损坏都会引起灾难。因此, 当发生故障时能提供某种形式的后援是必要的。为每一节点装上帝路就是这种后援的一个例子, 它能有效地删除故障节点。如果旁路由环管理器集中驱动, 那么它也可用于绕过故障通道选择信息来往的路线。

Penney 和 Baghdadi 有一篇关于环形网络的综述 [PENN 78], 这是一篇很好的文章, 有兴趣的读者不妨一读。

环 路 访 问 协 议

人们已研究出三种基本环路的访问协议: Pierce 环、Newhall 环和分布式环计算机网络(DLCN)。在 Pierce 环中, 固定长的时间片绕着环路循环。前导字段指出每个主机的下一帧是否被占有。没有消息时主机可把一条(或一部份)消息多路发送到现有的时间片。图 3 所示是这

* “环”和“环路”这两个词在文献中是可以互换的, Anderson 和 Jensen 也是这样用的。

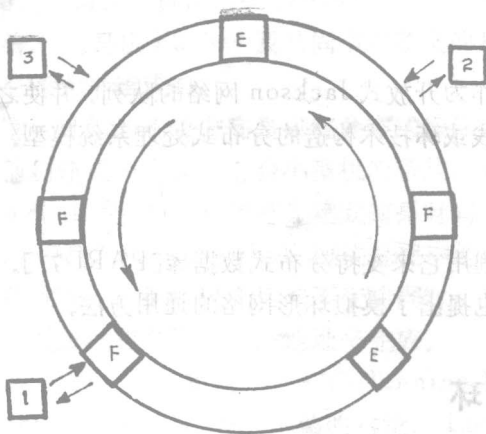


图 3 Pierce 环的传输结构
E, 空; F, 满

并行传输消息是不可能的。图 4 所示为 Newhall 传输结构。Newhall 网络的基本缺点仍然是不能同时在网上传输几条消息。

DLCN 采用存贮转发传输, 因此具备这两条优点(变长消息和并行传输消息)。DLCN 的环接口由两个缓冲寄存器组成。第一个是输出缓冲寄存器, 它存贮当地产生的消息。第二个是延迟缓冲寄存器, 它缓冲通过该节点的不确定消息(即终点在下游的消息), 并把输出缓冲寄存器中的消息插入环路中的消息空档及给定节点处撤消消息所产生的空档。这种方法的缺点是消息到达终点节点前要越过途径的节点, 从而发生延迟。

从这三种设计中产生出几种结构的环网络, 这些网络将在后面说明。

为了在 Pierce 网络上防止发生“环路拱乱”(即, 环路中某些大用户的区域), 于是就产生了 Waterloo (滑铁卢) 环。

研究 Spider 网络主要是为了判明通过开关连接若干 Pierce 环来提供大地理范围服务的可行性。

DDLNC (双 DLCN) 是从 DLCN 中派生出来的, 其目的是研究开发容错网络。它使用两个环路, 反向传输消息, 每一环路上都采用 DLCN 的移位寄存器插入技术。

此外, 我们还介绍了集中控制的俄勒冈州环。它不受上面介绍的三种设计的影响。

模 型

第二章的其余部份基本上都用于介绍前面讨论过的环形网络的性能模型。在对每一种网络讨论中, 只要有可能我们就说明一下每种协议的实现方法, 力图使讨论更生动些。(注意, 每种协议

一传输结构的框图。

显然, 几条消息可能同时送到网络上。这种方法的主要缺点是消息往往不是一样长的。有些比分配给它的空间短很多, 结果是浪费了空间。另一些则比可用空间长, 需要用软件对消息进行装配和拆装, 还要有足够的缓冲空间。

传输变长消息是各种 Newhall 网络显示出来的特性 [FARM 69]。这些网络采用“许可证”操作。控制是从一个主节点传到另一主节点的。如果收到环路控制的一个主节点中有一条存入其缓冲寄存器的消息, 那么它立即把该消息发送到网络上, 然后把环路控制传下去。显然, 由于消息间的干扰, 在这种情况下

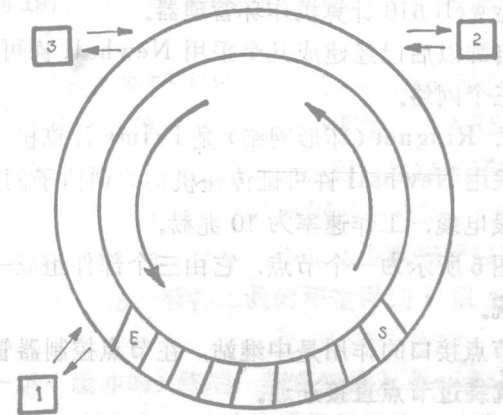


图 4 Newhall 环传输结构
S, 消息开始; E, 消息结束

都有一种对应的实现方法)。

DLCN 和 DDLCN 介绍得较详细, 这是因为:

1. 作者认为这一模型中采用的方法——把节点作为开放式 Jackson 网络的队列, 并使之与独立的通信回路子网络结合起来——也可用于研究总线或环技术构造的分布式处理系统模型。
2. DLCN 能支持变长消息和并行消息传输。
3. 定时和管理功能完全是分散的。

因此它在不同用途中的应用范围很广。例如, 有人计划用它来支持分布式数据库[PARD77]。

结论部分总结了各模型的某些局限性和优点, 也提出了模拟环形网络的通用方法。

Newhall 环

Newhall 环中的传输机构的特点可用许可证传递来表示——环的控制从一个主节点顺次传递到另一主节点, 每一主节点在获得控制时把其消息发送到环上。Farmer 和 Newhall [FARM 69] 在新泽西州霍尔姆德尔 (Holmdel) 的贝尔电话实验室中描述了 Newhall 环的最初设计和实现方法。最初的系统由接入环的几台外部设备 (Calcomp 绘图仪、电传打字机等) 组成, 用 Honeywell 516 计算机作环管理器。

自那以后已经建成几个采用 Newhall 许可证传递机构的局部区域网络。我们现在简要介绍其中三个网络。

1. Ringnet (环形网络) 是 Prime 计算机公司建立的一个局部区域计算机网络。

采用 Newhall 许可证传递机构的通信子网络可以接入高达 255 个节点。传输介质采用屏蔽的双股电缆, 工作速率为 10 兆赫。

图 5 所示为一个节点, 它由三个部件组成——一个节点接口, 一个节点控制器和一套主计算机系统。

节点接口的作用是中继站, 在节点控制器管理下工作。如果节点控制器“不选择”该节点, 那么就绕过节点直接连通。

可以作为主节点的 Prime 计算机是主存为 2^{20} 字节, 能支持 64 个用户的超小型计算机。例如 P-400 和 P-500 就是这一档 Prime 计算机。

Gordon 等详细介绍了 Ringnet 网络 [GORD 80]。

2. Litton (利顿) 公司已经研究出一种适用于军事指控环境的局部区域网络。

为提高可靠性, 他们的分布式处理系统 (DPS) 采用两个环。一个环用于传输网络中通信量, 而另一个则仅仅是后援。采用的后援环路技术将在 DDLCN 部份讨论。实质上, 它是把“工作”环的故障部份从网络中短路, 由后援环来代替。

“工作”环使用稍作修改的 IBM SDLC 协议, 实际上它是一种 Newhall 协议。

1979 年 1 月, 一台图 6 所示的节点样机已能运行。关于这一系统的说明, 请读者参阅 Mauriell 等写的文章 [MAUR 79]。

3. 分布式计算机系统 (DCS) 是一个实验性网络, 它是由 Farber 及其同事在欧文的加利福尼亚大学建成的。

这一计划的主攻方向是研究分布式操作系统。他们建成一个连接七台小型机的系统, 采用 Newhall 协议。虽然首先建立的是时间片系统, 但是在执行 Newhall 协议过程中他们作了些改变。在保持研究目的不变的同时, 寻址改为通过进程名而不是站地址来完成。

有兴趣的读者可读一下 Nanning 和 Peebles [NANN 78] 有关网络的讨论, Loomis [LOOM 78] 有关 Newhall 协议变换的讨论。

性能模型

在最初设计之后, 人们研究出了几种 Newhall 环的模型。其中两种是判断环平均扫描时间的, 即, 绕环一圈许可证传递所需的时间。平均等待时间也可得到, 不过必然有些限制 (如, 终端输出缓冲寄存器一次只能容纳一条消息)。直到 1977 年, 平均响应时间及 Newhall 环平均队列长度的表达式才由 Carsten [CARS 77] 研究出来。

因此, 在介绍 Newhall 成果中, 我们先根据 Yuen 等 [YUEN 72] 及 Carsten 等 [CARS 77] 的论述讨论扫描时间方面的结论, 然后再讨论平均消息等待时间 [KAYE 72, CARS 78]。下一节我们专门讨论 Labetoulle 等 [LABE 77] 所作的工作。本文很重要, 因为除描述环路本身外, 它还描述接入环路的两台主处理机, 并且把处理机和环路都作为队列网络来模拟。(Kleinrock [KLEI 75a, KLEI 76] 对队列网络作了一次很好的讨论。) 本文作者认为队列网络为模拟计算机网络提供了一种富有成效的方法。在 DLCN 上, 这一模拟工具的用途得到了很好的说明, 下一节中我们将对此进行讨论。

Yuen 等 [YUEN 72] 把要研究的系统看作一组 (缓冲的) 终端, 把它们接入 Newhall 环, 通过定长消息相互联系。假如每一终端有泊松输入, 在输入每一终端的通信量相等 (对称) 和不等 (不对称) 情况下, Yuen 等人得到了平均和方差扫描时间。这种方法的一个关键前提是消息量不大。对称环中这一条件的数学表达式用不等式

$$\lambda NT_s \ll 1$$

表示, 其中 λ 是恒等的到达速率, N 是环中的终端数, 而 T_s 则是一个终端的服务时间。

在对称环条件下得到的平均扫描时间 T 的表达式为

$$T = \frac{NT_B}{1 - \lambda NT_s}$$

其中 T_B 是因许可证传递而发生的延迟 (假设为 1 位)。

Yuen 等判明的其它重要参数是终端阻塞概率公式。

他们还对该系统作了模拟研究, 并将其结果与分析结果作了比较。不出所料, 这些结果在通信量不大时是非常接近的, 但是当通信量较大时平均扫描时间和阻塞概率出现了偏差。

Carsten 等 [CARS 77] 也在该环中接入若干终端。终端被描绘成具有无限缓冲能力, 环可

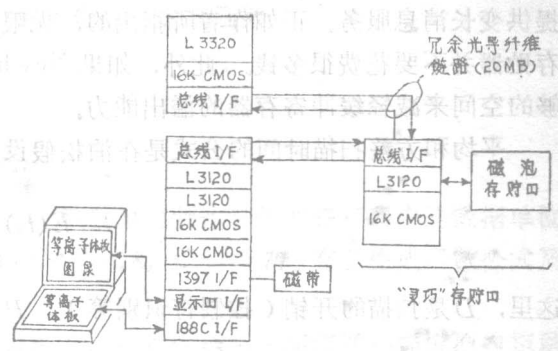


图 6 利顿分布式处理示意图

提供变长消息服务。正如作者所指出的,无限缓冲这一假设是现实的,因为在终端中接入额外的存储器并不花费很多钱。此外,如果 Newhall 环中已经接入主计算机,那么主存中应该有足够的空间来减轻缓冲寄存器的溢出能力。

平均和方差扫描时间的公式是在泊松假设出现的前提下得出的。平均时间 $E(t_s)$ 的公式为

$$E(t_s) = \frac{D}{1-P},$$

这里, D 是扫描的开销(控制符识别等), P 是环利用率, 由 $P = \alpha^{-1} \sum_{i=1}^N \lambda_i$ 给定, λ_i 是消息到达率(消息/秒), α 是线路容量(消息/秒)。请注意这一公式与 $M/M/1$ 队列普通时间延迟公式的相似之处。

扫描时间方差公式略复杂一些。它取决于环中开始扫描的位置。因此,为了简化计算,他们推导出了忽略这一参数的近似结果。

他们对四节点 Newhall 环作了一次模拟,其结果(平均扫描时间和方差)接近于 Carsten 等 [CARS 77] 研究的分析模型。

Kaye 也考察了一组接入 Newhall 环的终端 [KAYE 72]。假设每一终端的缓冲寄存器恰好容纳一条(定长)消息,结果在缓冲寄存器满时它就会丢失产生出来的消息。(如前指出的,这一假设不太现实)。此外,他们还假设每一终端的泊松出现率是相等的。

根据这些前提条件, Kaye 研究了一个终端的等待时间分布表达式,把它定义为消息装入终端缓冲寄存器和开始传输间的时间。手边有了这一分布情况就可以得到等待时间的平均和方差表达式,如同一次扫描中在一个终端上消息丢失率表达式。这些表达式太复杂了,这里不易讲清,不过有兴趣的读者可以仔细阅读有关这些表达式的文章 [KAYE 72]。不幸的是 Kaye 没有作模拟来验证他的结论。

Carsten 和 Posner [CARS 78] 研究了单个和多个 Newhall 环的时间延迟和缓冲寄存器规模的公式。他们研究了单环情况下这些参数的闭型表达式,多环情况下的近似法。

我们首先讨论单环情况,然后再简要归纳多环 Newhall 的概况。

在模拟单环 Newhall 时,作者假设有 N 个终端接入环,消息包到达和消息长度受泊松分布影响。每一消息包由 X_i “数据单位”组成,该数据单位的生成函数*由

$$X_i(Z) = E(Z^{x_i})$$

表示。

再假设终端处相继到达服务起点的一切消息包都必须等待,一直要等到下一次扫描开始服务。

为计算每一节点处 n_i 长度队列的生成函数,我们研究一下两个模型。在描述这些模型时,由于生成函数的公式很复杂,我们就略去了这些公式。

在传送扫描模型中, n_i 生成函数是

1. 每一终端前一次扫描中在整个辅助操作延迟期内到达的数据单位总数的生成函数,及

* 随机变量 x 的矩量生成函数定义为 $E(e^{t x})$ 。我们已知 $\left[\frac{d^r M_x(t)}{d t^r} \right]_{t=0} = u_1^r$, r^{th} 矩量约在原点。 x 的平均值等于第一矩量。

2. 每一终端前一次扫描中在服务期内到达的数据单位数的生成函数的乘积。

在抽点模型中, n_i 生成函数是利用 n_i 的表达式

$$n_i = n_{i0} + n_{ii}$$

进行计算的, 其中 n_{i0} 是当终端获得线路控制和随后 n_{ii} 数据单位到达时缓冲寄存器中的数据单位数。有兴趣的读者应该阅读一下 Carsten 及其同事 [CARS 78, CARS 77] 有关生成函数公式及它们详细推导过程的文章。

从计算角度来看, 这两种模型都被证明是难以处理的, 模拟的结果表明传送扫描模型的矩量生成函数可以近似地用负的二项式表示。 $P_i(Z)$ 的表达式为

$$P_i(Z) = \frac{P_i}{1 - (1 - P_i x_i(Z)) W_i} W_i.$$

估算 P_i 和 W_i 时可列出 n_i 的平均和方差方程, n_i 用 $P_i(Z)$ 中得到的估算值加上生成函数求得。

那几位作者还得到了下列两个时间延迟的平均和方差表达式:

1. 存取时间 t_{ai} , 它是一个消息包到达一个终端至该终端获得环控制间的时间。平均存取时间的表达式为

$$E(t_{ai}) = \frac{E(t_{si}^2)}{2E(t_s)},$$

其中 $E(t_s)$ 是平均扫描时间。 $E(t_s^2)$ 可以用方差逼近 (见 Casten 和 Posner [CARS 78])。

2. 消息包的等待时间 t_{wi} 是消息包到达至开始服务的时间。平均等待时间是

$$E(t_{wi}) = (1 + \mu_i) E(t_{ai}) + d_i,$$

其中 $\mu_i = \lambda_i E(\lambda_i)$, d_i 是终端额外延迟, 见图 7。正如早已指出的, 作者已把他们的结论推广到多环。系统模型由一个“主环”加上若干次环组成, 多环通过入口终端接入主环 (见图 7)。一个次环上的一个终端与主环上某个终端通信时首先把消息发送到主环, 然后再把它发送到适当的次环上。

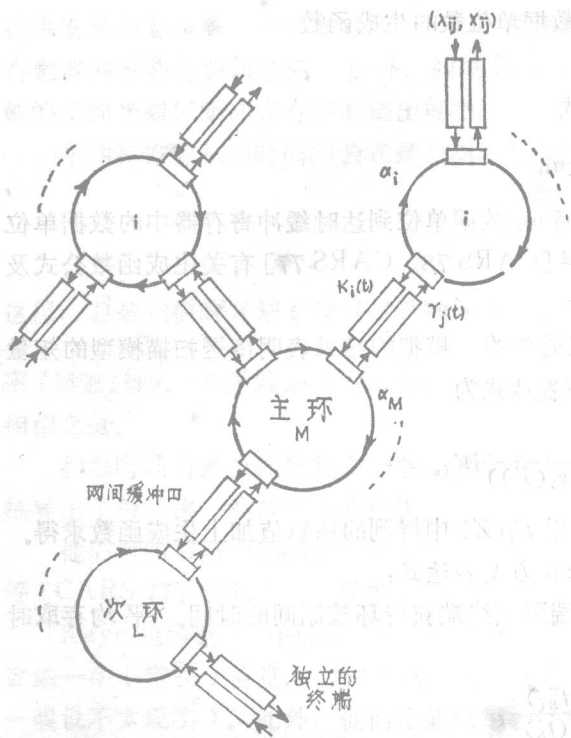
为了研究出时间延迟、扫描时间和队列长度的表达式, 作者研究了每一入口终端处输出过程的条件表达式, 然后再使用已得出的单环结果。

MININET

MININET 是一种两台主机的小型计算机网络, 用于支持分布式数据库。该数据库的基本特点是能分成元素, 位于某一特定地理区域内的用户可以对每一元素提问。研究 MININET 是为了支持事务处理——很短的提问及快速响应。查询信用卡即为此种应用的一例。

按照预定的消息量时高时低的特点, 系统设计者选择双主机 Newhall 环形式来实现。Labetoulle 等 [LABE 77] 介绍了该系统及其实现前的模拟工作。由于目前讨论的焦点是系统模拟, 我们建议那些关心硬件、操作系统等细节的读者读一下该文。在设计这一网络过程中人们研究了该系统的分析模型和模拟模型。Labetoulle 等 [LABE 77] 也介绍了这些模型。

Labetoulle 等的排队模型是非常重要的。它是第一次尝试 (作者也认识到) 把整个网络 (即



除环通信子网外再加上主处理机)表述为一个队列网络*。这一公式化方法可用于推导出节点处响应时间和队列长度的表达式。图8所示为作者采用的 MININET 网络模型。

如前所述,网中有两台主处理机,用 Newhall 环相互连接。事务从接入主机的终端送入系统(速率为 λ /秒),列队等候访问主 CPU (图中用 FM, 即文件机表示)。命令处理程序、终端处理程序和消息转换都驻留在文件中。随着事务到达,文件机判明主 CPU 是否含有必要的数据。如果碰巧有,文件机就把这一请求发送到数据机(DH)。数据主机是一台独立的小型计算机,它管理次级存储器。一个事务可能需要几次访问,如返回数据主机的箭头所示。完成必要数量的存储器访问后,后处理则在文件机中进行,请求被发回到原先的终端。如果请求必须用遥控来解决,那么要把它发到环上,最后找出一条通向适当数据主机的通路。

图 7 多环 Newhall L 个次环的容量为 α_{ij} ($i=1,2,\dots,L; j=1,2,\dots,N_i$)

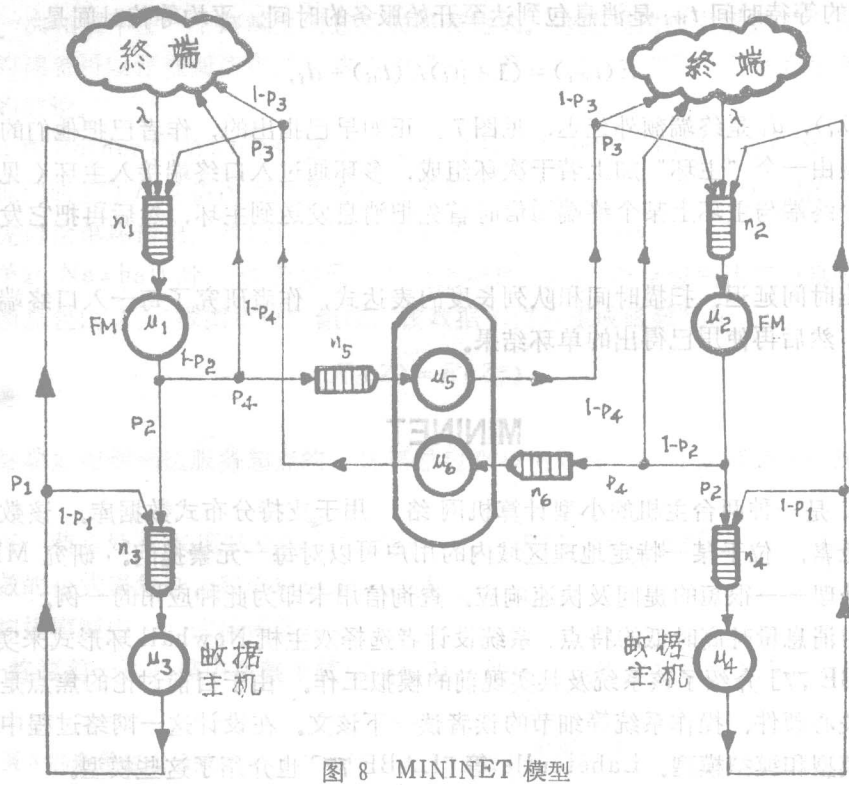


图 8 MININET 模型

* 这一方法推进了一种新的很有潜力的方法,它有效地模拟了 DLCN 所讨论的环形网络技术。

图中服务率 $\mu_1 - \mu_6$ 用圆圈圈了起来，而六个队列中的项数则用字母 $n_1 - n_6$ 来表示。各种转移概率标为 $P_1 - P_4$ 。

图 8 表示什么是排队文献中所指的队列的开放网络、节点（服务中心）组，同时用户可以根据节点——节点传输概率矩阵访问不同节点*。网络之所以称为“开放”是因为用户可以在每个节点出入系统。

因此，第 i 个节点的到达率可以写成

$$\lambda_i = r_i + \sum_{j=1}^N r_{ji} r_j,$$

这里 r_i 是节点 i 处外来消息的到达速率， λ_j 是节点 j 处的到达速率， r_{ij} 是传输概率。

Jackson 建立了一种网络，人们可以通过放大各节点处的分布情况得到系统中若干用户的分布情况 [JACK 63]。它假设了各节点处为泊松出现率及指数服务时间。因而，如果 $P(k_1, \dots, k_n)$ 表示节点 1 处用户 k_1 的概率，节点 2 处用户 k_2 的概率，等等，那么 $P(k_1, \dots, k_n)$ （在这种情况下）可以规定为

$$P(k_1, \dots, k_n) = \prod_{i=1}^N (1 - P_i) P_i^{k_i},$$

这里， $P_i = \lambda_i / \mu_i$ ，服务程序的利用率。

Muntz 和 Basket [MUNT 72] 及 Basket 等 [BASK 75] 得出了更一般的结论。Labetoulle 等 [LABE 77] 用这些更一般的结论（特别是局部平衡的概念）推导出了上述分布情况。

Labetoulle 等 [LABE 77] 通过解下列方程计算出到达速率，它与已介绍的到达速率相等。

$$\begin{pmatrix} \lambda_1 \\ \lambda_2 \\ \lambda_3 \\ \lambda_4 \\ \lambda_5 \\ \lambda_6 \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} \lambda \\ \lambda \\ 0 \\ 0 \\ 0 \\ 0 \end{pmatrix} + \begin{pmatrix} 0 & 0 & P_1 & 0 & 0 & P_3 \\ 0 & 0 & 0 & P_1 & P_3 & 0 \\ P_2 & 0 & 1 - P_1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 - P_1 & 0 & 0 \\ (1 - P_2)P_4 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & (1 - P_2)P_4 & 0 & 0 & 0 & 0 \end{pmatrix} \begin{pmatrix} \lambda_1 \\ \lambda_2 \\ \lambda_3 \\ \lambda_4 \\ \lambda_5 \\ \lambda_6 \end{pmatrix}$$

除环服务参数 μ_5 和 μ_6 外，所有这些参数都可通过假设或实验得出。（如，估计的文件机服务率向我们提供了 μ_1 和 μ_2 。）为得到这些参数，作者用下法模拟 Newhall 环：

设 μ_L 为线路服务率。若 $n_6 = 0$ ，即，相应的端口空闲，则 $\mu_5 = \mu_L$ 。若 $n_6 \neq 0$ ，即，该端口不空闲，则 $\mu_5 = \mu_L / 2$ 。

因而，若 q 是服务率为 μ_6 时端口空闲的概率，则

$$\mu_5 = q\mu_L + (1 - q) \frac{\mu_L}{2} = \frac{\mu_L}{2} (1 + q),$$

为利用 μ_L 表达 q ，作者假设环空闲的概率 (q^2) 可表述为

$$q^2 = 1 - \frac{2\lambda}{\mu_L}.$$

* Kleinrock [KLEI 75a, KLEI 76] 出色地总结了队列网络及其在计算机——通信网络模拟中的可
用性。有兴趣的读者不妨读一下这些著作，以了解这一领域的当前水平。

这符合总到达率为 2λ 时用 $M/M/1$ 逼近的环。(在这种队列中, 服务程序空闲的概率为 $1-P$, 这里 P 是服务程序的利用率)。

用这一表达式置换上述方程中的 q , 得

$$\mu_0 = \frac{\mu_L}{2} \left[1 + \left(1 - \frac{2\lambda}{\mu_L} \right)^{1/2} \right].$$

现在, 可以把它记入此 (Jackson) 模型中, 而每一服务中心行为则作为单独的 $M/M/1$ 队列, 这样我们就可得到各不同服务中心处响应时间和队列长度的表达式了。

他们还建立了该网络的模拟模型, 将其结果与队列模型作了比较。这一比较中的主要参数是各服务程序处的响应时间和队列长度。程序是用 SIMSCRIPT 写成的事件级模拟。建立在此上的模型是早期展示的列队网络, 加上——如作者所作——若干“改进”, 以反映列队模型中固有的简易性 (如信息传输协议)。

对两台主机的网络来说, 列队网络和模拟网络的结果非常接近。如果在所有通向远方的节点处消息包比值小于 0.6 (它在网络操作范围内), 那么其结果就更接近了。

列队模型也推广应用到两台以上主机的网络, 并与相应的模拟输出作了比较。在这种情况下, 当远程消息包比超过 0.4 时, 出现了严重的偏离。这是可以料到的, 因为 Labetoulle 等 [LABE 77] 创立的简单的两主机模型不允许直接依样推广。文章不包含适用于两个端口以上的 Newhall 环的模型。

Pierce 环及其派生的环

Pierce 环的传输机构是把消息多路传输到一个或多个连续围绕环的定长时间片上。该环最初由 Pierce 提出 [PIER 72a], 以容纳一组通信量起伏很大 (即“突发性”的消息包) 的用户。提问——回答系统, 如验证信用证和电子转拨资金, 是需要支持突发消息包的例子。Pierce 还提出建立全国性环形网络的可能性, 这种网络包括一个大型全国性环及几个接入的地区网络, 然后局部环再作为访问网络的机构接入网络 [PIER 72b]。

Hayes 和 Sherman [HAYE 71] 及 Anderson 等 [ANDE 72] 已经讨论过 Pierce 环的性能。Hayes 和 Sherman 研究了该系统的两种分析模型, 将预期结果与 GPSS 模拟产生的结果作了比较。Anderson 等 [ANDE 72] 介绍了模拟的详细情况及用它进行研究的结论。

Hayes 和 Sherman 研究出来的两种模型 [HAYE 71] 是互为补充的。第一个模型用来描述突发用户, 而第二个则集中研究产生较长消息的源。两个模型都描绘接入环的一组数据源。然后每一消息被分成一组定长消息包, 等候多路传输到环的机会。这些数据源的每一输出都包括交替的忙期和闲期。假设忙期和闲期长度是指数分布的, 在统计上是相互独立的。两个模型都先研究线路上忙期和闲期长度的表达式, 然后根据这些计算再研究平均时延的表达式。

如早已指出的, 第一个模型描绘环上一群突发用户。按照假定, 每单独源的忙期和闲期是已知均值的指数分布。可以证明, 由此产生的线路上的总闲期 (如线路上任意台站所见的) 也可成指数分布。其均值等于全部“源”闲期平均值的总和, 即等于每个把通信量馈入选定节点的单个节点所产生的所有信息的平均值的总和。采用这种方法后, 忙期和闲期长度都能计算了。为了计算时延, Hayes 和 Sherman 依靠一个排队模型, 该模型把线路作为受周期性截止支配的服务员