第7卷第2期
1996年2月

软 件 学 报
JOURNAL OF SOFTWARE

Vol. 7, No. 2
Feb. 1996

一种支持移动计算机通信的路径算法*

杜 兴 谢 立 孙钟秀

(南京大学计算机科学与技术系 南京 210093)

摘要 分布式系统中移动计算机的引入带来了一系列新的问题.传统的路径算法已不能适应这类系统.本文提出了一种移动系统通信的路径算法,该方法具有高效、坚定及可扩充等特征.

关键词 移动系统,路径算法,坚定性,可扩充性.

近年,随着膝上、掌上(laptop, palmtop)机及便携式工作站等可移动计算机的广泛使用,移动计算(mobile computing)正成为目前计算机科学研究的一个重要领域,分布式系统中移动计算机的引入(下简称移动系统),带来了一系列新的问题.分布式系统中结点的可移动性,直接导致整个系统的拓扑结构的可变及不可预测性,而传统的基于静止结点的多数分布式算法,如路径算法等,都依赖于上述固定的拓扑结构,因此不适用于移动系统.路径算法是分布式系统中通信的基础.传统的路径算法,如文献[1]等已不适用于移动系统.文献[2—5]等提出了一系列移动系统的路径算法及协议,但纵观这些方法,虽能解决路径选择问题,但在算法效率、坚定性、可扩充性等方面仍存在若干缺陷.本文提出了一种移动系统通信的路径算法,该方法具有高效、坚定及可扩充等特性.本文第1节首先扼要讨论了移动系统的特点,给出了一个移动系统模型.第2节描述了路径算法MoRouter的基本思想.第3节详细讨论了MoRouter算法中一致性维护、坚定性、可扩充性等.在第4节中,我们给出了MoRouter与类似工作的比较.最后总结全文.

1 移动系统的特征及模型

移动系统与传统的不包含移动计算机的分布式系统相比,具有较大的差别.

首先,计算机的移动,使得整个网络的结构及连通性随时间的变化而变化,并由移动的不可预测性导致上述变化的不可预测性.

其次,移动结点为和外界联系,通常采用无线通信,通过网络中一台静止的由有线网络与其他计算机连接的计算机中转来达到.无线通信具有易广播、带宽窄的特性,这在拥有无线及有线两种连接的移动系统中必须加以考虑.

最后,由于电源的限制,为节省通信花费的能量,移动计算机常处于休眠(doze,能接收

* 作者杜兴,1964年生,副教授,主要研究领域为分布式计算,人机交互.谢立,1942年生,教授,博士导师,主要研究领域为分布式计算.孙钟秀,1936年生,中国科学院院士,教授,博士导师,主要研究领域为分布式计算.

本文通讯联系人:杜兴,南京 210093,南京大学计算机科学与技术系

本文1994—12—30收到修改稿

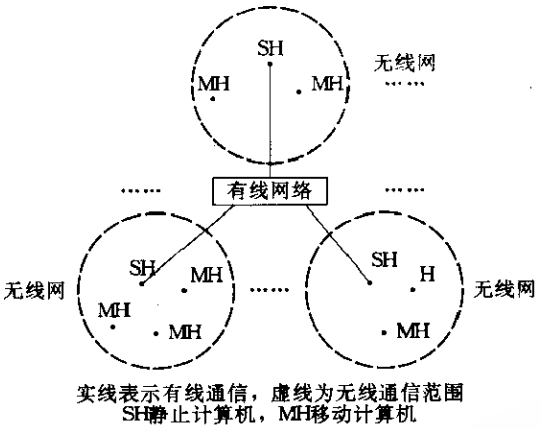


图1 移动系统模型

信件而不发送任何信件)或断开(disconnected,既不发信也不收信)的状态.当需要时再恢复正常通信方式.

针对移动系统的特性,我们区分移动和静止计算机,并将现有的各种包含移动计算机网络系统抽象为如图1所示的模型.

在该模型中,那些可移动的,并在移动过程中仍可用无线通信与外界联系的称之为移动计算机MH(mobile host).这些计算机,为与系统内在其无线通信范围外的计算机通信,其信件通常由一个静止的同时具有无线及有线通信能力的结点中转.该结点称之为静止计算机SH(static host).显然,一个SH可负责一组MH的信件中转,称该SH为这组MH中任一MH的中转SH.SH的无线通信范围称之为区域.SH的区域可相交,当一MH处于两SH的相交区域时,可指定其一为其中转SH.不失一般性,可将那些非SH的静止计算机看作为负责中转的MH组为空,区域为零的SH.综上,整个系统可看作只由SH及MH组成.

当一MH移出其中转SH的区域,而移入另一SH区域,则中转MH信件责任亦由前者转至后者.该过程我们称之为"交接"(handoff).

在下述讨论中,若不明确指明,我们以hi代表移动计算机,而以Si代表静止计算机.

在上述模型系统中,一封由h1(中转SH为S1)的发向另一h2的信件的发送,经历下述几步:(1)h1通过无线网向其中转S1发信;(2)S1在系统内查找h2的位置(设为S2);(3)S1向S2通过有线网发信;(4)S2通过无线网将信发给h2.

设无线通信的代价为$C_{无线}$,网络中两SH间通信代价为$C_{固定}$,SH查找一MH位置的代价为$C_{查找}$,则h1向h2发一封信总代价C为$C=2\times C_{无线}+C_{查找}+C_{固定}$.在$C_{无线}$及$C_{固定}$一定的前提下,$C_{查找}$越小,则一次通信的代价亦越小.

2 通信路径算法

一结点向一移动结点发信,较常规通信,增加了一个查找目的地结点当前位置的过程.这一过程的引入,是由于移动结点与网络其余部分的连通性随着该结点的移动而改变.一个好的移动系统路径算法,应在涉及移动结点的通信时,尽量有较小的查找代价.

下面的讨论中,涉及SH间通信的路径算法,因与常规系统的一样,且已有大量文献讨论.在此不再陈述.为表达方便,假设一SH a收到一欲发往SH b的信件m,它采用路径算法Router将m发给下一结点Router(b).若为广播信,则将信件m发往Router(*).在点点及广播通信中,我们均设信件接收者在收到信件后发回发送者一应答信ACK.并且当由a发b的信件经n1,n2,...,nn到b后,其ACK在无结点失效及网络断路的前提下,由nn,...,n2,n1发回a.

在讨论算法之前,我们首先介绍一下算法的有关数据结构.在移动系统中的每一SH

处,都存储有 4 种信息:(1)关于系统中移动结点位置信息,它们以二元组(h、S)形式,(其中 h 为移动结点名,S 为其中转 SH 名),存入于变量"移动结点位置快表"MHLT 中.并以 dom MHLT 指明 MHLT 中的所有移动结点集合,而 MHLT(h)指明 h 的中转 SH S.(2)该负责中转的 MH 名,它存储于变量 MH_SET 中.(3)曾是它负责中转的,而目前正处于移向另一 SH,该 SH 正与此 SH 作"交接"中转责任的 MH.它存于集合变量 Handoff_SET 中.(4)属于该 SH 中转,但目前应其自身要求而处于"断开"状态的 MH 名,存于变量 Disconnect_SET 中.

每一 MH,都记录着当前作为其中转 SH 的 SH 的名称.当这一结点移出其中转 SH 的区域而进入另一 SH 区域时,其过程如下.设移动结点为 h,它正由 S1 的区域移向 S2 的区域.该行为首先被 S1 检测到(在移动系统中,一般由静止结点通过定时发信询问以检测其所属 MH 的存在与否).并修改有关信息:

MH_SET=MH_SET \ {h}

Handoff_SET=Handoff_SET U {h}

当 h 移入 S2 区域时,S2 察觉并改变其 MH_SET 为

MH_SET=MH_SET U {h}

从 h 处知其前任 SH 为 S1,则 S2 发一信件通知 S1,h 已入其辖区,S1 作如下修正:

Handoff_SET=Handoff_SET \ {h}

MHLT=MHLT U {(h, S2)}

(h,S2)同时被存放于由 S2 至 S1 途经的各 SH 的 MHLT 中,至此,S1 和 S2 完成对 h 中转负责权的"交接".

当一 MH h 欲处于断开状态时,它首先发一封断开通知信 Dis_Notify 给其中转 SH S,则 S 做:MH_SET=MH_SET \ {h}

Disconnect_SET=Disconnect_SET U {h}

当它需恢复正常时,若 h 仍处于 SH 的区域中,则此 SH 在收到 h 发来的恢复连接信 Connect_Notify 后:

MH_SET=MH_SET U {h}

Disconnect_SET=Disconnect_SET \ {h}

若 h 在断开中移至另一 SH S2 的区域中,当 S2 收到 h 发来的 Connect_Notify 信后,其:

MH_SET=MH_SET U {h}

并发信给 h 的前任中转 SH S1,告之 h 已为其所辖.S1 在收到上述信件后,执行:

MHLT=MHLT U {(h,S2)}

Disconnect_SET=Disconnect_SET \ {h}

并将(h,S1)放入 S2 至 S1 沿途所经过的各 SH 的 MHLT 中.

当一 MH h 收到一封信后,它以 ACK(h,S)发回信件发回者一应答信,此处 S 为 h 的中转 SH.

下面我们给出移动系统点点通信的路径算法 MoRouter.

/ * 当当前 SH 收到一源为 a,目的为 b 的信件 m(表示为(a,b,m))时 * /

IF b 是 SH 将(a,b,m)发给 Router(b)

```
ELSE IF b 属于 MH_SET 将(a,b,m)发 b
ELSE { While b 属于 Handoff_SET {}
       While b 属于 Disconnect_SET {}
       IF b 不属于 dom MHLT
          发一搜索 b 位置广播信给 Router(*)
       将(a,b,m)发往 Router(MHLT(b))
       }
```

其中,搜索广播信的处理是这样的. 当一结点 SH S 收到一发自 a 查找移动结点 h 的广播信时,若 S 中转此 h,即 h 属于 MH_SET,则 S 停发广播信,并发 ACK(h,S)回 a,此(h,S)存放于从 S 到 a 途经的所有 SH 的 MHLT 中. 当 a 收到后,亦将(h,S)放入其 MHLT. 当 h 属于此 S 的 Handoff_SET 或 Disconnect_SET 时,S 的处理同上,其正确性将从下面的讨论中得出. 若 h 与此 S 无关,则 S 转发该广播信给其相邻结点. 并等待一 δ 时间,若在此 δ 时间内,h 移入 S,则 S 发回 a ACK(h,S),反之则发回信件 ACK(O). 当 a 收到一形如 ACK(h,S)或收到所有 SH 的 ACK(O)信时即认为广播查找结束. 前者说明查到 h 的中转 SH 为 S,后者表明系统中无 h 这一 MH.

下面我们解释一下什么是 δ 及为何上述广播能查找到所有系统中的移动结点.

在移动系统中,由于广播信抵达各 SH 时间不同而 MH 又处于移动之中,有可能漏查某一 MH 或查到一 MH 多次. 例如,假设 S0 发广播信查找 MH h,而 SH S1 和 S2 收到该广播信的时间分别为 t1 和 t2,h 正由 S1 向 S2 移动,离开 S1 的时间为 t′,到达 S2 的时间为 t″,显然 $t'<t''$,若

$$t2<t'<t''<t1 \tag{1}$$

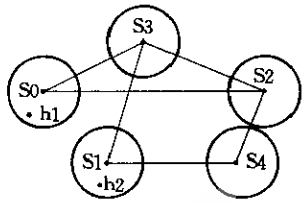
则对 S1 而言,因在其收到广播信时 h 已完成向 S2 的 handoff(t′到 t″之间为 handoff),即其 MH_SET 中及 Handoff_SET 中均无 h,所以它认为 h 不在他处. 而对 S2,因 h 到达时间 t″在它收到广播信之后,它亦认为 h 不在他处从而造成漏查 h.

在 MoRouter 中,我们通过在无 h 的 SH 处等待 δ 时间,看此 δ 时间内有无 h 到来,从而避免了漏查的发生. 此处 δ 为系统中任意两 SH 间收到任一封广播信的最大时差. 该方法正确性证明如下:设 S2 在收到广播信 t2 的 t2+δ 之后发现 h 移入其区域,据 δ 定义,在 t2+δ 内所有 SH 必已收到广播信,则 h 的出发地 S1 在收到广播信时要么 h 还未移出,h 属于 MH_SET,要么 h 正处于 handoff 态,即 h 属于 Handoff_SET,(因为 h 的 handoff 结束,在其到达 S2 后,即 t2+δ 之后),因此 h 一定已被 S1 查到,换言之,在等待 δ 后到达 S2 的 h 一定已被其它 SH 查到而不是漏查者. 那么在 δ 时间内到达的移动结点是否一定是漏查者呢?答案是不一定. 若是漏查者,则在此处被补查到,反之,该 MH 即被查到两次. 从后面的讨论可以看出,多次查到一个 MH 不会影响算法的正确性.

当 h 的移动方向为由 S2 移向 S1 而(1)又成立时,则 h 被查到两次. 据 MoRouter,S2 发 ACK(h,S2)给 S0,S1 发 ACK(h,S1)给 S0. 无论 S0 收到这两个 ACK 的哪一个,它均将其参数放 MHLT,并认为广播查找结束. 当 S0 先收到 ACK(h,S1)时,显然,这是正确的 h 位置,无可厚非. 若收到 ACK(h,S2)在先亦无妨,这是因为根据 handoff 过程,S2 处 MHLT 中必有(h,S1),当 S0 把 S2 作 h 的中转 SH 而向它发信时,当信件到达 S2 时,MoRouter 亦可将它转发给正确的 S1.

综上,该广播查找过程可正确地查找到属于该移动系统内的所有移动结点.

我们以图 2 结构的移动系统为例,进一步阐述 MoRouter 的基本思想.



S0—S4为静止结点,
h1,h2为移动结点
图2 实例结构

设由 S0 中转的 MH h1 发送信件 M 给由 S1 中转的 MH h2,h1 首先将信件(h1,h2,M)由无线网送给 S0,设 S2 处 MHLT 中无有关 h2 的二元组,即

h2 不属于 dom MHLT.

S0 则发查找 h2 的广播信给所有 SH,设广播信由 S0→S3→S1 传至 S1,S1 为 h2 的中转 SH,则 S1 将 ACK(h2,S1)由路径 S1→S3→S0 传回 S0. 途经结点 S3 及 S0 均将(h2,S1)放入其 MHLT 中. S0 在结束广播信后,再次查询自身的 MHLT,发现其中有 h2 的中转 SH S1,则采用传统路径算法,将信件(h1,h2,M)送往可以通向 S1 的下一结点(此处为 S3). 而(h2,S1)亦存在于 S3 的 MHLT 中,则 S3 将信送往 S1. 最后 S1 将信(h1,h2,M)通过无线网送至目的结点 h2. h2 再沿信件来路发回 h1 一个应答信 ACK(h2, S1). 至此传送结束. 在传送过程中,第一次的查找广播是必不可少的. 但这次查找的结果,不仅使广播信的发送者 S0,同时也使通向此移动结点中转 SH 途中的 SH(此处为 S3),都了解到此移动结点的位置. 这不仅方便了本次传送,同时,当这些结点今后也要发信给同一移动结点时则无须再次查找.

在以上阐述中,我们未考虑 h2 的移动. 当 h2 在不断移动并且最终移出 S1 的区域(假设它移向 S2)时,若上述通信发生,MoRouter 是如何正常工作的呢?下面我们分几种情况分别讨论.

(1)若在 S0 发查找 h2 的广播信之前 h2 已完成从 S1 到 S2 的移动,则无影响.

(2)若 h2 的移出,发生在 S1 收到 S0 的查找广播信并发回 ACK(h2,S1)之后,当信件(h1,h2, M)沿着 S0→S3→S1 发至原以为的 h2 的中转 SH S1 时,(A)若 h2 已移入 S2,据 handoff 过程知,S1 的 MHLT 中有(h2,S2). 而此时 S1 的 MH_SET 中却无 h2,所以 S1 据 MoRouter 自动又将信发往 S2. 最终发往 h2. 反之,(B)若 h2 还处于 handoff 过程中. 在 S1 处,h2 不属于 MH_SET, h2 属于 Handoff_SET,则信件在 S1 处等待直至 h2 的 handoff 结束,这时 S1 即知 h2 已移至何处. 之后再按(A)式处理. 若 h2 处于断开状态,其处理类似上述(A)(B)两情形. 在此不再复述.

(3)若 h2 的移出发生在 S1 收到信件(h1,h2,M)之后,则无任何影响.

综上,无论结点如何移动,MoRouter 均可正确将信件送抵目的地.

MoRouter 只适用于中低速移动的移动系统. 例如,在(2)(A)情况下,当 h2 高速移动时,有可能出现这种极端情况:当信件被送到 S1 时被告之 h2 在 S2,而等再次送到 S2 时 h2 又已移至 S3,如此往复,信件永远追赶不上移动的结点. 在中低速系统中,由于移动速度较慢而使移动结点在其中转 SH 的区域中停留较长的时间,从而避免上述情形的出现.

3 算法特征讨论

3.1 一致性维护

在 MoRouter 中,一 MH 的位置信息,可存放于多个 SH 的 MHLT 中. 由此而来的多付

本信息的一致性维护,是MoRouter的一项重要任务.

我们通过一个例子来讨论MoRouter的一致性维护,并说明即使在不一致的情况下,算法亦可将信件正确送抵目的结点的机制.

在上节例中,当h2处于S1而S0及S3处有其位置信息时,即:

(h2,S1)属于S0的MHLT (2)

(h2,S1)属于S3的MHLT (3)

系统关于h2的位置信息是一致的.假定此后发生了h2移出S1移入S2的事件,在完成handoff后,我们有: (h2,S2)属于S1的MHLT (4)

显然(2)(3)(4)不一致.对此MoRouter并不立即处理,而是在下一次向h2发信时自动解决.具体办法是,当系统中S0,S1,S3拥有上述不一致信息而S0发信给h2时,MoRouter据S0及S3处的MHLT内容,首先将信发抵S1,而S1此时在其MHLT中又指出h2在S2内,则S1又将信假设通过S4,发往S2,此时S4的MHLT中必有(h2,S2),因为在h2实现从S1到S2的handoff结束时,S2发给S1一通知信,告之h2在其内,而此信所走路径应与S1发S2信件路径一致,所以在S4处的MHLT中必有(h2,S2).这样,在信息不一致的情况下,信件仍正确送抵h2.在h2收到信后,发ACK(h2,S2)给S0,其路径为来时反向路径:S2→S4→S1→S3→S0,此信将这些SH的MHLT中关于h2位置的信息,更新为(h2,S2),从而使这一路径上所有关于h2位置的信息达到一致.当S0或h1再次向h2发信时,据S0处正确的h2位置信息,由Router知信件走S0→S2这条较短路径.

MoRouter一致性维护的思想为,当一结点与一MH通信后,此通信途经的所有SH的MHLT均被更新为关于这一MH的最新位置信息.而对于其他可能拥有该MH非一致位置信息的SH,只有当它们转发或发送给这一MH信件后,其MHLT才会更新,以利于随后的再次发送.这与存储MH位置的目的是一致的.当一SH不发送或转发向这一MH的信件时,该MH位置信息对此SH而言,无论正确与否,都是没有任何意义的.MoRouter能在某一SH拥有不一致信息时将信件送抵目的结点,只是此时第一封信的传送开销可能稍大,此后,系统在此线上达到一致性,信件传送恢复正常.

3.2 有效性

尽量减少全局查找一MH是提高算法效率的关键,MoRouter是通过将已知的一个MH的位置信息存储于多个SH的MHLT中实现的.当一结点知道了一个MH的位置后,即可免去查找,而直接向该MH的中转SH发信,从而将移动性带来的影响降为最低.

MoRouter的简单高效的一致性维护保证了多付本的有效实现.MoRouter无需专门发信以维护一致性,而是在一次通信后在发回应答信时自动实现.它使多付本的一致性维护极易.

移动结点位置快表MHLT的大小可固定.若系统中结点编址为10字节,则MHLT只需20K即可存放1024个MH的项,即使当MHLT非足够大时,也可采用一定的策略,如最远最不频繁使用,淘汰MHLT中的有关信息.

全局查找在MoRouter中也是需要的,但它只在万不得已的情况下,如该结点从未发送或转发过向目的结点的信件,或是系统中某一结点或链路失效等才进行的.对于前者,在系统经一定时间的通信后,发生这种情况的概率很小.而后者属于坚定性问题.

3.3 坚定性和可扩充性

MoRouter 具有较强的抗 SH 及有线通信链路失效的能力.

在发信(h1,h2,M)中,设该信抵达一转发点 S 而发现其下一转发点 S0 或通向 S0 的链路有误时,Router 只需任选另一可通向 h2 中转 SH 的 SH(设为 S1),将信件发送给 S1 即可,因 S1 不处于系统正常由 h1 中转 SH 通向 h2 的中转 SH 的路径上,所以 S1 处的 MHLT 中不一定有 h2 的中转 SH 信息.若无,MoRouter 启动一次全局查找,找到 h2 后即可;若有,无论此信息是否与其余一致,从前讨论可知,均可据此将信件送抵目的结点.此处唯一需要进一步考虑的是,在此时,既有结点或链路失效又有信息不一致时,有可能产生循环回路.如在 3.1 节例中,若信件送至 S1 而欲往 S4 送时,发现 S4 失效,则 Router 将信发回 S3,而 S3 处 MHLT 中关于 h2 位置的信息不一致(为(h2,S1),则据 MoRouter,S3 又将信送回 S1,从而产生回路.解决方法可在 MoRouter 中添加一个定期回路检测即可.

不难证明,在系统无误时,据 MoRouter 及 handoff 过程,路径算法不会产生回路.

由于系统中不存在全局信息且广播非常时使用,MoRouter 具有较高的可扩充性.系统的扩充对 MoRouter 影响较小.

4 与类似工作比较

Sunshine 等在文献[2]中提出了一种支持移动结点的路径算法.该方法通过使用一个全局数据库,存储移动结点位置.当一发送者发信时,首先查询该库,找到目的结点所在位置,然后使用一般的路径算法发送.全局数据库的存在,使系统的可扩充性及坚定性受到较大影响,MoRouter 则是将此信息分散,多付本存储于多个结点处,它不仅提高了算法的效率,同时也增强了系统的坚定性.

在相关研究中,还存在一类给移动结点赋予多个地址的方法,如文献[3,4].在文献[3]中,一个移动结点有两个地址,其一为永久不变的,其二随结点移入不同的分支网络而改变,双地址乃至多地址的引入,增加了结点命名及维护的难度.MoRouter 只需一个地址.

Johnson 的 MHRP[5]是一种具有一定容错能力的基于 Internet 网的路径算法.该算法采用向前指针的方法存储移动结点的位置.与 MoRouter 不同在于,MHRP 虽无需任何广播,但每一个移动结点必有一静止结点作为其"home"结点,"home"处存放的该移动结点的位置永远是正确的.当位置指针错时,发信者通过向"home"发信,由"home"转发来实现与目的结点的通信.在非 Internet 环境中,确定一移动结点合适的"home"较难.而当"home"失效时,其所属的移动结点极有可能收不到发给它们的信件,MoRouter 通过引入适量的广播,大大增强了系统的容错能力.

5 结束语

本文提出了一种有效的支持移动结点的通信路径算法.该算法具有坚定性强、可扩充性好等特点,文章讨论了其一致性维护等特性,并与类似工作进行了比较,目前我们正在一分布式环境下模拟实现,以评价其实际性能.

参考文献

1 Postel J B. Transmission control protocol. Internet Request For Comments RFC 793, September 1981.

2 Sunshine C, Postel J. Addressing mobile hosts in the ARPA internet environment. Internet Engineering Note IEN 135, March 1980.

3 Teraoka F, Claffy K, Tokoro M. Design, implementation, and evaluation of virtual internet protocol. Proceedings of the 12th International Conference on Distributed Computing Systems, 1992. 170～177.

4 Teraoka F, Yokote Y, Tokoro M. A network architecture providing host migration transparency. Proceedings of SIGCOMM'91 Conference: Communication Architecture's & Protocols, 1991. 209～220.

5 Johnson D B. Transparent internet routing for IP mobile. Internet Draft. School of Computer Science, Carnegie Mellon University, July 1993.

A ROUTING ALGORITHM FOR MOBILE COMPUTERS

Du Xing Xie Li Sun Zhongxiu

(*Department of Computer Science and Technology Nanjing University Nanjing* 210093)

Abstract Mobility of computers introduces a new set of issues that were not present in distributed systems with static computers. Conventional routing algorithms are not suitable for such systems. The paper proposes an efficient, robust and scalable routing algorithm for mobile computers. It also discusses the consistency control and other characteristics of the approach, and compares with some related work.

Key words Mobile system, routing algorithm, robustness, scalability.