

可重构柔性网络下基于预测的网络资源重构算法^①

刘勤让^{②*} 张永丽^{**} 薛三龙^{***} 袁 博^{*}

(* 国家数字交换系统工程技术研究中心 郑州 450002)

(** 解放军 71391 部队 开封 475003)

(*** 解放军 69016 部队 乌鲁木齐 830006)

摘 要 研究了可重构柔性网络环境下的网络资源重构,为解决可重构嵌入式网络的构建、消亡导致的底层网络资源使用不均衡的问题,提出了基于预测的网络资源重构算法(FNRA)。与原有算法使用的周期性时间间隔不同,该算法基于已知信息预测网络重构时间间隔,通过对网络资源分类和重构请求滞后策略来保证网络重构时机的全局最优。在网络重构代价和建网成功率两个方面将 FNRA 与路径迁移和路径准入算法(PMPA)和虚拟网络准入算法(VNA)Ⅱ算法进行了比较,仿真结果表明 FNRA 的重构代价比 PMPA 降低 40%,比 VNA Ⅱ降低 67%;FNRA 的构网成功率比 PMPA 提高 50%,比 VNA Ⅱ提高 27%。

关键词 可重构柔性网络(RFN),重构,预测,资源分配

0 引 言

随着大量新兴网络业务的出现以及个性化业务向规模化应用的发展,当前的网络架构日益暴露出结构僵化,设备升级困难, QoS 服务能力下降的问题^[1]。可重构柔性网络(reconfigurable flexible network, RFN)可解决此类问题。RFN 通过将网络基础设施的物理资源服务能力和服务提供商的业务承载能力相分离,以构建嵌入式业务支撑网的形式快速、灵活和高效地为用户提供多样化的网络服务^[2,3]。可重构柔性网络环境中,网络被划分为底层物理网络(substrate physic network, SPN)和可重构嵌入式网络(reconfigurable embedded network, REN)。如何将 SPN 的网络资源合理地分配给尽可能多的 REN 是网络资源重构中的一个关键问题^[4-10]。但是,每个 REN 都有生命周期,可重构柔性网络的管理系统会根据用户的需求不断产生新的 REN,同时也不断关闭失效的 REN,这必然会带来物理网络资源占用率的改变。此外,给每个 REN 分配资源时是以当前所有 REN 的需求为目标,随着网络的运行,有的 REN 会因负载的增加导致网络资源利用率过高,有

的 REN 因为负载降低变得比较空闲。因此,若不进行网络资源重构,会导致部分 REN 因资源严重超载而可靠性降低,部分 REN 因资源利用低而浪费能源。所以,网络资源重构有助于提高底层物理网络和嵌入式网络的性能,具有重要的研究价值。基于这种考虑,本文进行了网络资源重构的探索,重点关注了重构时机的选择,给出了重构时间间隔的预测机制,提出了基于预测的网络资源重构算法(forecast-based network resource reconfiguration algorithm, FNRA)。实验表明,在一定网络规模下, FNRA 优于现有算法。

1 相关研究

对网络资源重构问题,研究人员已进行了研究,但这些研究主要集中在网络虚拟化环境下的资源分配上。文献[4,5]提出了周期性进行资源重构的算法。文献[4]寻找到承载压力最大的底层网络节点和链路,并使用它们构建了虚拟化网络(virtual network, VN),被称为关键 VN。同时提出了虚拟网络准入算法(virtual network admission algorithm, VNA)Ⅱ,周期性选择关键 VN 进行资源重构。这个算法

① 863 计划(2008AA01A323, 2009AA01A334), 973 计划(2012CB315900)和国家科技支撑计划(2011BAH19B01)资助项目。

② 男, 1975 年生, 博士, 副教授, 硕士生导师; 研究方向: 新一代网络和网络业务管控; 联系人, E-mail: qinrangliu@sina.com (收稿日期: 2013-04-11)

包括查找和资源重构两个子算法,查找子算法负责查找关键 VN 的底层物理资源,重构子算法负责将这些压力最大的底层资源重新优化重构,为关键 VN 重新分配合适的资源。文献[5]将用户构建请求失败的 VN 定义为关键 VN,使用路径迁移和路径准入算法(paths migration and paths admission algorithm, PMPA)为关键 VN 重构资源。该算法首先查找周期内因资源不够而没有构建成功的 VN 请求,定位缺少何种物理资源,并对该资源重构以确保构建失败的 VN 能够得到足够的资源。文献[6]提出的方法需要周期性地计算每个网络的资源占用情况,通过使用特殊协议进行协商,来实现物理资源的重新调整。但这种方法需要引进新协议,部署比较困难。文献[11,12]使用的也是协议协商的办法,但仅考虑链路资源的重构,没有考虑节点受限时如何重新分配节点资源。

综上,当前解决物理资源重构问题的方法存在以下不足:虽然使用周期性的轮询办法能对底层物理资源进行重构,但 VN 随着时间的变化会影响底层物理资源的占用情况,所以轮询周期很难合理设置,容易产生物理资源利用率低、网络重构代价增加和用户 VN 构建失败次数增多等问题。网络资源重构的代价主要包括计算代价和网络服务中断代价。计算代价指为计算重构方案和部署重构方案以及进行资源重构的代价;网络服务中断代价指因为发生网络重构而使用户 VN 服务暂停。因此,网络资源重构算法应尽量减少网络的重构次数,尽量缩短一次重构的时间。但现有算法没有考虑这两个问题,它们以满足用户构建需求为目标,没有考虑如何选择合理重构时机,如何降低重构次数和降低网络重构代价。

为解决上述问题,本文从网络资源占用率和资源重构的映射关系出发,建立了两者之间的映射模型,提出了重构时间间隔的预测机制,通过滞后重构请求来选择合理重构时机,以解决频繁重构带来的重构代价增加和降低网络性能的问题,从而提出了基于预测的网络资源重构算法 FNRA。该算法使用已知信息来预测重构时间间隔,根据资源的稀缺性对资源进行分类以保证资源重构的全局最优性。

2 网络资源管理模型

可重构柔性网络(RFN)资源管理采用层次化分布式管理的思想。本文设计了一种分域的资源管

理模型,RFN 在拓扑结构上由多个域组成,重构时机在每个域内单独计算,将全网范围的重构分割为小范围的自治重构,可以在网络规模上减少网络资源的重构代价。管理模型如图 1 所示。

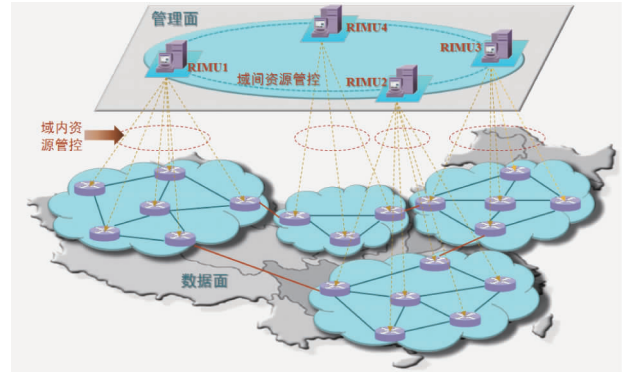


图1 RFN网络资源管理模型

每个域由可重构综合管理平台(reconfigurable integration management unit, RIMU)控制,RIMU 接受用户建网的需求,通过对域内资源感知,构建出满足用户业务需求的可重构嵌入式网络(REN),每个 REN 可以支撑一种业务的运营。

RFN 分为管理层面和数据层面,描述如下:

(1)管理层面:该层面由若干 RIMU 组成,RIMU 之间通过在域间信令网中发送域状态公告(DSA)协议来通知邻域 RIMU 本域资源状态的变化。当需要构建跨多个域的 REN 时,RIMU 通过发送虚拟网控制(VNC)协议向所需邻域的 RIMU 发送构建指令,收到指令的 RIMU 在其所属域内构建 REN,所有参与子网构建的 RIMU 最后通过发送虚拟网元控制(VEC)协议将重构指令传递给数据层面以完成 REN 的构建。每个网络节点上都会运行一个重构操作代理,代理负责接受 RIMU 的资源感知命令和重构命令,一方面将自己节点的资源使用情况上报 RIMU,令一方面接收重构操作命令。

(2)数据层面:该层由可重构路由交换节点(RN)组成,若干个 RN 组成一个域,域之间通过域间链路相连,域内通过节点间链路相连,域内每个 RN 实现路由、交换、重构以及基于 Web Service(WS)的网元管理接口或传统的简单网络管理协议(simple network management protocol, SNMP)等网络管理功能。当进行网络资源重构时,RIMU 通过 VEC 协议向该层发送重构指令;当进行资源感知时,RIMU 通过 NEC 协议或者 SNMP 协议来感知和管理域内的网络资源。

3 基于预测的网络重构算法

本节首先在网络重构和网络资源的占用率之间建立映射关系,描述重构时间间隔的计算方法并进行证明。为了优化重构时机,我们根据用户建网请求的失败概率求解重构请求次数的极限值和重构时机之间的映射关系,据此提出基于预测的网络资源重构算法。

3.1 重构时间间隔计算

为了选择在合适的重构时机,准确描述底层物理资源的占用情况,我们将底层网络资源分为关键资源和普通资源。其中关键资源指的是所处位置使其成为大部分 REN 需求的资源,包括节点资源和链路资源。如图 2 中的 A、C、E、F、H 节点,这些节点的资源在两个 REN 中都被使用,相比之下是关键资源。除关键资源外的资源都属于普通资源。在实际网络环境中,划分关键资源的方法有很多,例如,可以根据底层网络资源的占用率的历史数据来划分关键资源和普通资源。

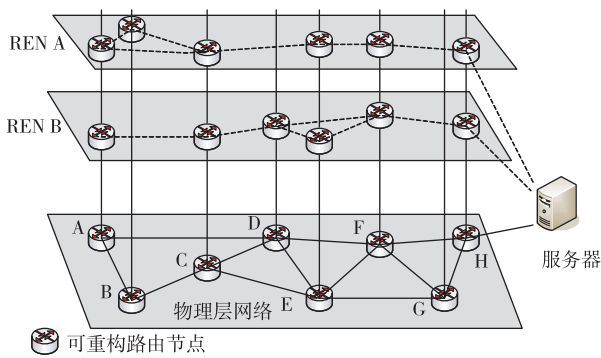


图 2 嵌入式网络映射模型

在重构时刻 t , 域内 RIMU 可以获得所辖域的 n 个被管节点的物理资源占用率, 记为 $X_t = \{x_{1,t}, x_{2,t}, x_{3,t}, \dots, x_{n,t}\}$, $x_{i,t}$ 表示被管节点 i 在时刻 t 的资源占用率。如图 2 中, 若物理网络链路 AB 的带宽为 1000Mbit/s, 已经分配给 REN A 的带宽为 100Mbit/s, 则链路 AB 的带宽资源占用率为 10%。我们将网络重构启动函数定义为 $f_i = \sum_{i=1}^n c_{i,t} x_{i,t}$, $c_{i,t}$ 为加权系数。 f_i 与 t 时刻被管节点的资源占用率 X_t 相关。当 f_i 的值超过重构阈值 H_d 时, 开始执行重构。 H_d 的取值与底层物理网络资源的数量和单个资源的阈值有关。假设在重构时间间隔内, 被管节点 $x_{i,t}$ 的阈值设置为 λ_i , $x_{i,t}$ 的改变量为 $\Delta_i = x_{i,t} -$

$x_{i,t-1}$, Δ_i 的阈值设置为 δ_i 。关键资源的 Δ_i 的阈值设置为 δ_i^c , 普通资源的 Δ_i 的阈值设置为 δ_i^n , 一般情况下 δ_i^c 小于 δ_i^n 。节点中的重构操作代理首先判断 $x_{i,t}$ 的值是否超过 λ_i , 若没有则不发送重构请求, 若超过, 再判断 Δ_i 的情况, 当 $\Delta_i < \delta_i$ 时, 不发送重构请求; 当 $\Delta_i \geq \delta_i$ 时, 重构操作代理向 RIMU 发送网络重构请求。当 RIMU 收到代理发来的重构请求后, 首先判断重构启动函数值 f_i 是否超过阈值。如果没有超过阈值, 计算得到新的时间间隔。若超过阈值, 则下发资源感知命令, 收集当前底层网络资源的使用情况准备进行网络重构。

本文提出的网络重构启动算法 (network reconfigure start algorithm, NRSA) 如下:

Algorithm 1 Network Reconfigure Start Algorithm

BEGIN;

1 set t ;

2 $t_m = t + \lceil (H_d - \sum_{i=1}^n x_{i,t}) / \sum_{i=1}^n \delta_i \rceil$;

3 if time in $[t, t_m]$ there is no reconfigure request

4 then start reconfigure when time = t_m ;

5 if time in $[t, t_m]$ received a reconfigure request

6 then $V = x_{j,t'} + \sum_{i=1, i \neq j}^n [x_{i,t} + (t' - t)\delta_i]$;

7 if $V \geq H_d$

8 start reconfigure;

9 else

10 $m' = (H_d - V) / \sum_{i=1}^n \delta_i$

11 start reconfigure when time = $t' + m'$;

END

我们发现使用这个算法时有一定滞后性, 即在收到第一次重构请求后若继续收到重构请求, 可以忽略后续的重构请求, 等待一段时间后按照第一次重构请求处理。下面我们对算法的滞后性进行证明。

定理 1 RIMU 在时刻 t' 收到上一次重构时刻 t 后的第一个重构请求。若 $V < H_d$, 并且在 $k(t' \leq k \leq t' + m')$ 时刻无重构请求, 则 $\sum_{i=1}^n x_{i,k} \leq H_d$ 。其中 $V = x_{j,t'} + \sum_{i=1, i \neq j}^n [x_{i,t} + (t' - t)\delta_i]$, $m' = (H_d - V) / \sum_{i=1}^n \delta_i$ 。

证明: 因为 $V < H_d$, 所以 RIMU 所辖域的节点未达到重构条件, RIMU 等待默认重构时刻的到来。

因为 $k(t' \leq k \leq t' + m')$ 且 $x_{i,k} - x_{i,k-1} < \delta_i$, 所以 $\sum_{i=1}^n x_{i,k} < \sum_{i=1}^n [x_{i,t'} + (k - t')\delta_i]$ 。

因为 $\sum_{i=1}^n x_{i,t'} < V$, 所以 $\sum_{i=1}^n x_{i,k} < (k -$

$$t') \sum_{i=1}^n \delta_i + \sum_{i=1}^n x_{i,t'} < (k - t') \sum_{i=1}^n \delta_i + V.$$

因为 $(k - t') \sum_{i=1}^n \delta_i \leq m' \sum_{i=1}^n \delta_i$, 所以

$$\sum_{i=1}^n x_{i,k} \leq m' \sum_{i=1}^n \delta_i + V.$$

综上, 当 $m' = (H_d - V) / \sum_{i=1}^n \delta_i$ 时, 有

$$\sum_{i=1}^n x_{i,k} \leq H_d. \text{ 证毕。}$$

定理1表明, 在 t' 时刻, RIMU 收到重构请求后, 若 $V < H_d$, 不必立即重构。从分析中发现, 可以等至 $t' + m'$ 时刻开始重构, 若在此期间又收到重构请求则可以按照 t' 方式处理, 即重构可以滞后 m' 时间。这样的处理方式与传统的一有请求就进行重构相比, 一方面可以降低网络重构次数, 另一方面可以节省重构代价, 尤其是从大的时间尺度观察, 这种处理机制还可以节省整个网络的能耗。

3.2 重构请求次数的极限值分析

上一小节分析出网络重构启动算法可忽略部分重构请求以减少网络重构次数, 本节将分析忽略重构请求次数的极限值应该取何值最优。假设 REN 的重构请求到达服从泊松分布, REN 的消亡时刻服从指数分布。若每接受一个重构请求就进行重构, 网络性能必然会受到影响。本文设置忽略重构请求次数的极限值 $L_{req} = 4$ 。具体证明如下。

设变量 F_i 表示资源占用率稀缺情况, 假设一个资源稀缺只会发送一次重构请求, $F_i = 1$ 表示因为缺少 x_i 资源发出重构请求, 反之 $F_i = 0$ 表示资源合理使用。 F_i 服从贝努利分布, 即 $p(F = k) = p_i^k (1 - p_i)^{1-k}$, $k = 0, 1$ $0 \leq p_i \leq 1$ 。若稀缺资源之间相互独立, 且发生概率在小范围内变化, 则多个资源同时稀缺的概率服从二项式分布。假设 $|F| = \sum_{i=1}^n F_i$ 表示资源稀缺的数量, 则 $p(|F| = k) \approx \binom{n}{k} p^k (1 - p)^{n-k}$, p 表示资源稀缺发生的概率。当 $n \rightarrow \infty$ 时, $|F| \sim N(np, np(1 - p))$, 服从中心极限定理。当网络中含有 1000 个资源时, 不发生资源稀缺的概率为 0.3677, 出现一个资源稀缺的概率为 0.3681。 $p(|F| > 4) = 1 - \sum_{k=0}^4 p(|F| = k) \approx 0.0037$, 即出现多于 5 个资源稀缺的概率为 0.0037, 可以发现出现 5 个资源稀缺的概率已经不到 1%, 我们可以认为出现 5 个重构请求的可能性很小。可以等待最多有 4 个重构请求到达时开始重构, 这样比一个请求到达就开始重构花费的代价减少 3/4。所以可以通过忽略重构请求和滞后重构操作来减少重构的

次数和重构代价。

3.3 网络重构算法

综合上述分析, 本文提出的基于预测的网络重构算法如 Algorithm 2 所示。

Algorithm 2 Forecast-based Network Reconfiguration Algorithm

```

BEGIN
1  set  $t_m = 0; f_i = 0; t' = 0; L_{req} = 4$ 
2  while( TRUE)
3      if received reconfigure request
4           $L_{req} = ++;$ 
5          if ( $t < t' \&\& L_{req} = 4$  when time =  $t'$ )
6              if  $V \geq H_d$ 
7                  reconfig();
8              else
9                   $t_m = t' + (H_d - V) / \sum_{i=1}^n \delta_i;$ 
10                  $L_{req} = 0;$ 
11         if  $t \geq t_m$ 
12             reconfig();
13          $L_{req} = 0;$ 
function reconfig()
14     set f // 获取资源占用情况  $x_i$ 
15      $t_m = t + (H_d - \sum_{i=1}^n x_{i,t}) / \sum_{i=1}^n \delta_i$ 
16     do NRSA algorithm;
17         find critical resource  $R'_c$  and general resource  $R'_g$ 
18         while(  $R'_c$  )
19             find  $R_{c \cup g}$  and migrate  $R'_c$  on  $R_{c \cup g}$ ;
20             update REN which including  $R'_c$ ;
21         while(  $R'_g$  )
22             find  $R_g$  and migrate  $R'_g$  on  $R_g$ ;
23             update REN which including  $R'_g$ ;
END

```

算法中 5 行至 13 行, 判断网络重构时机; 14 行至 23 行, 重构函数首先获取底层网络资源占用情况, 计算新的重构时机, 然后使用网络重构启动算法, 针对关键资源和普通资源利用文献[10]中资源分配和迁移算法进行底层资源重构。

4 仿真实验

4.1 评估指标

(1) 重构代价

重构代价用式

$$cost = \alpha \times num_{rec}^{node} + \beta \times num_{rec}^{link} \quad (1)$$

表示, 其中 $cost$ 表示重构代价; α 和 β 表示节点和链路的重构代价, 根据不同的设备类型和链路参数设定^[10]; num_{rec}^{node} 和 num_{rec}^{link} 表示在一定时间内节点和链路发生的重构次数。

(2) 建网成功率

可重构嵌入式网络的建网成功率 S 定义如下式所示:

$$S = \frac{G_{\text{allocation}}^R}{G_{\text{req}}^R} \quad (2)$$

其中 $G_{\text{req}}^R = \sum_{e_{\text{req}}^R \in E_{\text{req}}^R} b(e_{\text{req}}^R) + \sum_{n_{\text{req}}^R \in N_{\text{req}}^R} c(n_{\text{req}}^R)$; $G_{\text{allocation}}^R = \sum_{e_{\text{allocation}}^R \in E_{\text{allocation}}^R} b(e_{\text{allocation}}^R) + \sum_{n_{\text{allocation}}^R \in N_{\text{allocation}}^R} c(n_{\text{allocation}}^R)$ 。 G_{req}^R 表示所有 REN 请求的链路 (e_{req}^R) 的带宽资源 $b(e_{\text{req}}^R)$ 和节点 n_{req}^R 的计算资源 $c(n_{\text{req}}^R)$ 之和, $G_{\text{allocation}}^R$ 表示已经获得资源的 REN 请求的链路 ($e_{\text{allocation}}^R$) 带宽资源 $b(e_{\text{allocation}}^R)$ 和节点 $n_{\text{allocation}}^R$ 的计算资源 $c(n_{\text{allocation}}^R)$ 之和, E_{req}^R 表示所有 REN 请求的链路集合, N_{req}^R 表示所有 REN 请求的节点集合, $E_{\text{allocation}}^R$ 表示已经获得资源的 REN 链路集合, $N_{\text{allocation}}^R$ 表示已经获得资源的 REN 节点集合。

4.2 实验环境和参数设置

我们使用文献[13]使用的 GT-ITM 工具来仿真底层物理网络和上层可重构嵌入式网络。底层网络的规模设置在 100 ~ 600 个节点间变化, 节点间的链路由 Locality 方法生成。生成参数 α, β, γ 分别设置为 0.15, 0.01, 0.2。REN 的规模设置为底层网络规模的 10%。关键节点和关键链路在底层网络中随机选择, 不超过节点和链路总数的 10%。关键资源和普通资源占用率的阈值 δ_i^c 和 δ_i^e 分别为 0.5, 0.6。

4.3 δ_i 对 FNRA 算法的影响

我们改变 REN 的节点数目, 引起底层节点资源占用率的变化, 结果如图 3 所示。X 轴表示资源占用率的变化, 其中关键资源的占用率变化的增量为 1, 普通资源占用率变化的增量为 2。Y 轴表示 FNRA 算法重构代价, 底层网络规模为 600 个节点,

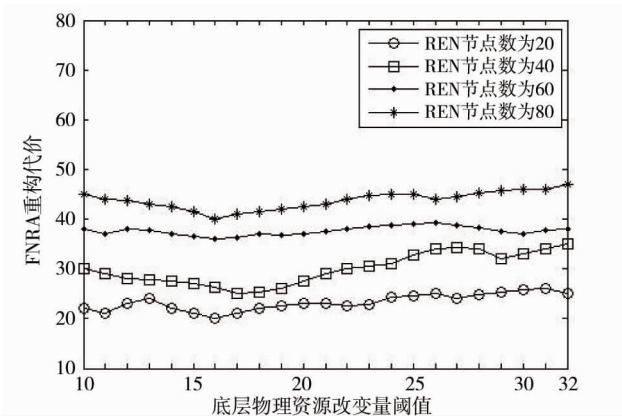


图 3 δ_i 值与重构代价间的关系

REN 网络规模分别为 20, 40, 60, 80, 通过设置不同的阈值 δ_i (资源占用率的改变量), 在不同 REN 规模下, 观察阈值 δ_i 与重构代价之间的关系。从图中可以看出, 随着 δ_i 的增加, 重构代价逐渐减小, 当 δ_i 接近 16 时, 4 种 REN 的重构代价趋于最小。随着阈值的增加, 重构代价又逐渐变大, 造成这种现象的原因是, 当 δ_i 增加时, 节点代理向 RIMU 发送重构请求的概率变小, 但 RIMU 重构时间间隔缩短, 导致重构次数增加, 引起重构代价的增大。从图中还可以发现, REN 的规模越大, 重构代价越大。

4.4 与现有算法比较

我们将从重构次数, 重构代价和 REN 构建成功率 3 个方面比较 FNRA 算法、PMPA 算法和 VNA II 算法。每种网络规模下算法运行 100 次, 每次运行 200 个时间单位, 仿真中时间单位为 REN 的平均重构时间, 假设 REN 重构请求到达服从泊松分布, $\lambda = 5, \mu = 20$ 。根据文献[4, 5] PMPA 算法和 VNA II 算法的时间参数分别设为 10, 20, 30 个时间单位。

(1) 网络重构次数

图 4 给出了在底层网络规模变化时网络重构次数的变化比较。X 轴代表的是底层网络节点个数, Y 轴代表的是网络重构次数。PMPA 算法和 VNA II 算法使用的是固定时间间隔重构的机制, 当 PMPA 算法和 VNA II 算法的时间参数分别设为 10, 20, 30 时, 它们分别需要进行 20, 10, 7 次重构。我们的算法重构次数介于 5 和 15 之间, 可以看出本文算法的重构次数可以随着网络规模的变化进行调整, 维持在一个合理的范围内, 具有更强的适应性。当网络规模变大时, 重构的次数呈增加趋势。

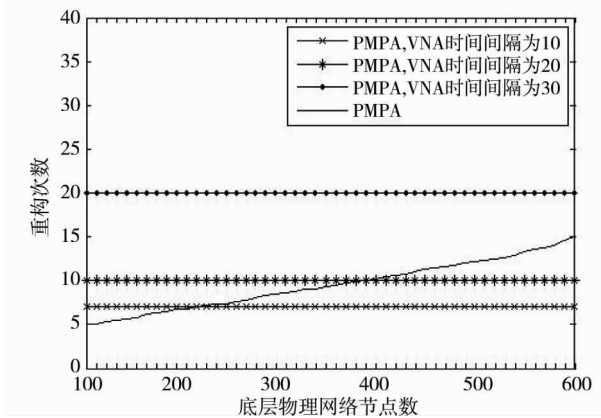


图 4 三种算法的重构次数比较

(2) 算法重构代价

图 5 表示的是底层网络规模变化时网络重构代

价的变化情况。 X 轴显示节点从100增加到600, Y 轴表示了网络重构代价的变化情况。根据前面图3所示的结果,此部分实验时, δ_i 的取值为18。从图中可以看出,FNRA算法在网络规模增加时重构代价也随之增加,但增加幅度不大,始终保持在30左右。PMPA算法和VNA II算法的时间间隔设置为20。PMPA算法的重构代价维持在50左右,VNA II算法的重构代价维持在100左右。VNA II算法使用的周期性的重构策略,当网络资源不稀缺时,它同样发起重构,导致它的重构代价较大。PMPA算法是周期性的判断是否存在构建失败的REN,以此启动重构,所以它的重构代价小于VNA II算法。本文FNRA算法不仅判断REN构建失败情况,更重要的是考虑了稀缺资源的种类,引入了滞后策略,在一定时间限度内减少了重构次数,所以FNRA算法的重构代价是最小的。

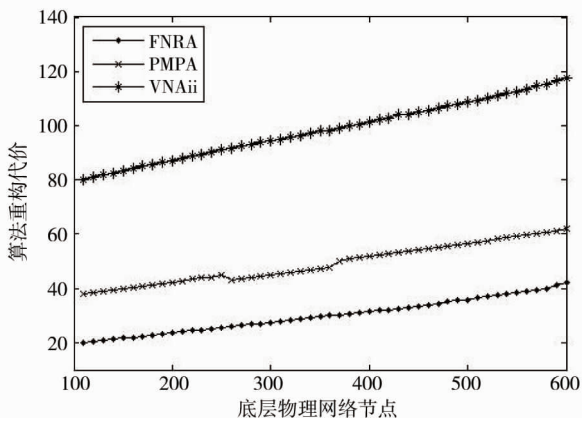


图5 3种算法的重构代价比较

(3) REN 构建成功率

我们假设REN的建网请求被成功接收意味着REN可以被成功构建。如图6所示, X 轴表示网络

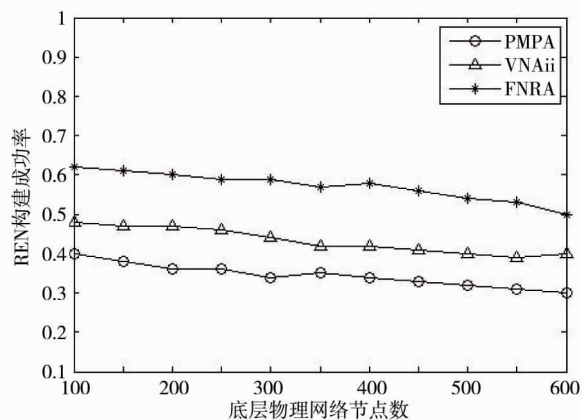


图6 3种算法 REN 构建成功率比较

规模从100变化到600, Y 轴表示REN构建成功率。因为网络规模的增加,网络资源重构很难达到全局最优,从图中可以看出,我们的算法的REN构建成功率逐渐下降,但是保持在57左右。因为我们的算法考虑了关键资源对建网成功率地影响,合理地使用和分配关键资源,满足更多的REN构建请求,同时将资源划分成关键资源和普通资源,可以较快地分配网络资源进行重构。VNA II算法的构建成功率保持在40左右,PMPA算法构建成功率最低,因为只有出现构建请求失败的情况PMPA算法才会启动资源重构,导致大量的构建请求不能被及时处理,降低了算法的REN构建成功率。

5 结论

本文研究了可重构柔性网络环境下网络资源的重构问题,论文提出了一种基于预测的网络资源重构算法FNRA。FNRA充分利用已知信息计算网络重构时间间隔,算法对网络资源进行了分类,使用了滞后策略来处理重构请求。通过仿真实验,在重构次数、重构代价和REN构建成功率三个方面与现有的PMPA算法和VNA II算法进行了比较,结果表明在一定网络规模下FNRA算法优于PMPA算法和VNA II算法。本文重点关注了重构时机的选择,下一步将研究小范围资源重构和节点间自适应协商重构等问题。

参考文献

- [1] 李国杰. 信息科学技术的长期发展趋势和我国的战略取向. 中国科学:信息科学, 2010, 40(1): 133-134
- [2] 汪斌强. “新一代高可信网络—可重构路由器构件研制”项目课题申请书. 郑州:信息工程大学, 2007
- [3] Yuan B, Wang B Q, Zhang B. A case study of green network—reconfigurable flexible network. In: Proceedings of Conference of Information and Communication Network Technology Committee, Zhengzhou, China, 2011. 1347-1356
- [4] Chowdhury N M M K, Rahman M R, Boutaba R. Virtual network embedding with coordinated node and link mapping. In: IEEE International Conference on Computer Communications, Rio de Janeiro, Brazil, 2009. 19-25
- [5] Cai Z P, Liu F, Xiao N. Virtual network embedding for evolving networks. In: IEEE Telecommunications Conference, Miami, USA, 2010. 6-10
- [6] Marquezan C C, Granville L Z, Nunzi G, et al. Distributed autonomic resource management for network virtualiza-

- tion. In: IEEE Network Operations and Allocation Symposium, Osaka, Japan, 2010. 19-23
- [7] 齐宁,汪斌强,郭佳. 逻辑承载网构建方法的研究. 计算机学报, 2010, 33(9): 1533-1540
- [8] He J Y, Shen R Z, Li Y, et al. Dynamically adaptive virtual networks for a customized Internet. In: Proceedings of the 2008 ACM Conference on Emerging Network Experiment and Technology, Madrid, Spain, 2008. 1-12
- [9] Zhu Y, Ammar M. Algorithms for assigning substrate network resources to virtual network components. In: IEEE International Conference on Computer Communications, Barcelona, Spain, 2006. 13-25
- [10] Yu M, Yi Y, Rexford J, et al. Rethinking virtual network embedding: substrate support for path splitting and migration. *ACM SIGCOMM Computer Communication Review*, 2008, 38(2): 17-29
- [11] Wong E, Chan A K M, Yum T S. A taxonomy of rerouting in circuit-switched networks. *IEEE Communications Magazine*, 1999, 37(11): 568-582
- [12] Fan J, Ammar M. Dynamic topology configuration in service overlay networks: a study of reconfiguration policies. In: IEEE International Conference on Computer Communications, Barcelona, 2006. 23-29
- [13] Zegura E W, Calvert K, Bhattacharjee B, How to model an internetwork. In: IEEE International Conference on Computer Communications, San Francisco, USA, 1996. 594-602

Forecast-based network resource reconfiguration algorithm for reconfigurable flexible networks

Liu Qinrang^{*}, Zhang Yongli^{**}, Xue Sanlong^{***}, Yuan Bo^{*}

(^{*} National Digital Switching System Engineering & Technology R&D Center, Zhengzhou 450002)

(^{**} Unit 71391 of PLA, Kaifeng 475003)

(^{***} Unit 69016 of PLA, Wulumuqi 830006)

Abstract

A study of network resource reconfiguration for reconfigurable flexible networks was conducted, and a forecast-based network resource reconfiguration algorithm (FNRA) was proposed to solve the usage imbalance of substrate network resources brought by reconfigurable embedded networks' dynamical joining and leaving. The FNRA takes full advantage of known information to calculate the interval of reconfiguration and uses this interval to replace the periodic time span in previous algorithms. In order to make the reconfiguration time global optimal, it takes the following two measures: resources are divided into critical resources and general resources, and different algorithms are used for key resources and common resources respectively; according to the algorithm having a simple hysteretic structure, the limit number of reconfiguration requests is deduced. The FNRA was compared by simulation with the VNAIL, a virtual network admission algorithm, and the path migration and path admission algorithm (PMPA). The results showed that the FNRA reduced the reconfiguration cost by 40% than that of the PMPA and 67% than that of the VNAIL, and improved reconfigurable embedded networks' request reception rate by 50% than that of the PMPA and 27% than that of the VNAIL.

Key words: reconfigurable flexible network (RFN), reconfiguration, forecast, resource allocation