

7-2-2020

Mechanism for Green Multicast Routing Protection in Multi-Granularity Transport Networks

Junling Shi

1. College of Computer Science and Engineering, Northeastern University, Shenyang 110004, China;;

Xingwei Wang

1. College of Computer Science and Engineering, Northeastern University, Shenyang 110004, China;;2. College of Software, Northeastern University, Shenyang 110004, China;;

Huang Min

3. College of Information Science and Engineering, Northeastern University, Shenyang 110004, China;

Follow this and additional works at: <https://dc-china-simulation.researchcommons.org/journal>



Part of the Artificial Intelligence and Robotics Commons, Computer Engineering Commons, Numerical Analysis and Scientific Computing Commons, Operations Research, Systems Engineering and Industrial Engineering Commons, and the Systems Science Commons

This Paper is brought to you for free and open access by Journal of System Simulation. It has been accepted for inclusion in Journal of System Simulation by an authorized editor of Journal of System Simulation.

Mechanism for Green Multicast Routing Protection in Multi-Granularity Transport Networks

Abstract

Abstract: A mechanism for green multicast routing protection was designed, where the constraint of quality of service (QoS), energy consumption and the survivability to single link or node failure were under consideration. The node model which supported the exchange of multi-granularity services was built to meet the energy saving requirement in multi-granularity services, and the analysis of energy consumption was introduced with the *formulas of energy consumption* defined. Based on the physical topology, a *multi-layer auxiliary graph* was proposed, which was used to allocate and release resources. The fuzzy mathematics method was used to present QoS by the membership degree. The cuckoo *optimization algorithm* was applied to compute the multicast tree and the 1+1 dedicated protection, 1:1 dedicated protection and m:n shared protection were provided according to the protection level requirement of the service. Simulation and performance analysis show that the mechanism is feasible and effective.

Keywords

multi-granularity transport network, multicast routing protection, energy saving, QoS

Recommended Citation

Shi Junling, Wang Xingwei, Huang Min. Mechanism for Green Multicast Routing Protection in Multi-Granularity Transport Networks[J]. Journal of System Simulation, 2016, 28(3): 733-740.

一种多粒度传送网绿色组播路由保护机制

石峻岭¹, 王兴伟^{1,2}, 黄敏³(1. 东北大学计算机科学与工程学院, 辽宁 沈阳 110004; 2. 东北大学软件学院, 辽宁 沈阳 110004;
3. 东北大学信息科学与工程学院, 辽宁 沈阳 110004)

摘要: 综合了业务请求的服务质量(Quality of Service, QoS)要求、节能要求, 以及遭遇单链路或单个节点失效时的生存性要求, 设计了一种多粒度传送网中的绿色组播路由保护机制。该机制为满足多粒度业务的节能要求, 构建了支持多粒度交换的网络节点结构, 并对网络能耗进行分析, 得出能耗计算公式; 利用根据网络实际物理拓扑构建的多层辅助图进行波长的分配及释放; 采用模糊数学的方法将 QoS 参数转换为隶属度; 采用布谷鸟优化算法求解组播树; 根据业务保护等级要求提供了相应的 1+1 专用保护、1:1 专用保护和 m:n 共享保护。仿真实验和性能评价的结果表明, 提出的机制是可行和有效的。

关键词: 多粒度传送网; 组播路由保护机制; 节能; QoS

中图分类号: TP393

文献标识码: A

文章编号: 1004-731X (2016) 03-0733-08

Mechanism for Green Multicast Routing Protection in Multi-Granularity Transport Networks

Shi Junling¹, Wang Xingwei^{1,2}, Huang Min³

(1. College of Computer Science and Engineering, Northeastern University, Shenyang 110004, China; 2. College of Software, Northeastern University, Shenyang 110004, China; 3. College of Information Science and Engineering, Northeastern University, Shenyang 110004, China)

Abstract: A mechanism for green multicast routing protection was designed, where the constraint of quality of service (QoS), energy consumption and the survivability to single link or node failure were under consideration. The node model which supported the exchange of multi-granularity services was built to meet the energy saving requirement in multi-granularity services, and the analysis of energy consumption was introduced with the *formulas of energy consumption* defined. Based on the physical topology, a *multi-layer auxiliary graph* was proposed, which was used to allocate and release resources. The fuzzy mathematics method was used to present QoS by the membership degree. The *cuckoo optimization algorithm* was applied to compute the multicast tree and the 1+1 dedicated protection, 1:1 dedicated protection and m:n shared protection were provided according to the protection level requirement of the service. Simulation and performance analysis show that the mechanism is feasible and effective.

Keywords: multi-granularity transport network; multicast routing protection; energy saving; QoS

引言

随着波分复用(Wavelength Division Multiplexing,



收稿日期: 2014-09-16 修回日期: 2014-10-24;
基金项目: 国家自然科学基金(61572123); 国家杰出
青年科学基金(61225012, 71325002);
作者简介: 石峻岭(1989-), 女, 辽宁沈阳, 博士
生, 研究方向为光网络路由、社交网络。

WDM)技术的广泛应用, 一种支持不同粒度业务交换的网络应运而生。然而这种运行了大量数据业务的网络一旦发生故障, 会造成大规模数据丢失, 产生不可预计的影响。同时, 这种高效运行的网络在传输数据时会消耗大量的电能, 增加温室气体的排放量。并且, 对于业务请求要求的服务质量, 所选路径要能够尽量满足, 从而使用户体验达到较优的

状态。因此,消耗较少的电能来满足业务请求的 QoS 需求,并很好地解决多粒度传送网中的生存性问题至关重要。同时,绿色路由保护机制不应仅仅针对单播进行,也要考虑对组播业务的保护。

大量文献针对以上问题进行了研究。文献[1]使用线性规划的策略,能够在满足服务质量(Quality of Service, QoS)要求的基础上最小化波长信道的资源利用率。文献[2]通过修改马尔可夫模型把网络分成六种不同的故障状态,并通过计算得出故障状态发生改变的概率进而对业务请求进行保护。文献[3]对开放最短路径优先算法进行了延伸,提出了绿色路由和波长分配算法,该算法能够有效减少业务请求在网络中传输所产生的温室气体。此外,还有许多研究对于节能^[4]、QoS 路由^[5]等领域进行了研究。

虽然上述文献针对不同问题进行了研究,但目前全面考虑 QoS 节能组播路由保护机制的研究还相对较少。因此,本文将为业务请求建立组播树和相应的保护措施,同时保证所选择的路径满足业务请求不同的 QoS 需求,并且尽可能降低能耗。本文采用布谷鸟优化算法为组播请求建立组播树,同时结合模糊数学的思想,将 QoS 参数和能耗参数引入到布谷鸟算法中,并根据最小化路径能耗的计算结果在多层辅助图上对业务请求进行资源的分配;最后,采取组播保护树和保护路径相结合的方式对组播请求进行保护。

1 模型设计

1.1 网络模型

多粒度传送网用 $G(V, E)$ 表示,其中 V 表示节点集合, E 表示物理链路集合。每个物理链路上有 W 个波长, $|W|$ 表示链路上波长的个数。 v_k 表示编号为 k 的节点, e_{ij} 表示节点 (v_i, v_j) 之间的链路。

本文中的网络节点由核心路由器、光收发器和多粒度光交叉连接器(MG-OXC)构成。其中,主控引擎和交换矩阵可以对机架和线卡进行控制,以便完成业务的融合、存储、转发和复制。同时为了满

足组播的要求, MG-OXC 中配备了分光器。但由于分光器的造价昂贵,只有部分节点具有分光功能。

链路结构中,相邻的网络节点之间通过光纤进行连接,为了保证业务请求在传输过程中的质量,在光纤链路上配备了前置光放大器、中继光放大器、光再生器和后置光放大器。

组播业务请求表示为 $Rm(s, D, AP_i)$, 其中 s 表示源节点, $D = \{d_0, d_1, \dots, d_n\}$ 为目的节点集合, AP_i 表示业务请求的类型,根据 ITU-TG.1010^[6],每一种 AP_i 对应一组 QoS 需求空间和请求保护类型 $([Band_{min}, Band_{max}], [De_{min}, De_{max}], [Jr_{min}, Jr_{max}], [Ls_{min}, Ls_{max}], [a'_0, a'_1, a'_2, a'_3], pro)$, 前 4 项分别表示带宽,延迟,延迟抖动和出错率的需求区间, $[a'_0, a'_1, a'_2, a'_3]$ 表示 4 种参数所占比例大小。 pro 表示保护等级:最高等级为 1+1 专用保护,次等级为 1:1 专用保护,最低等级为 m:n 共享保护。

同时,组播业务请求根据其带宽的大小可以分为带宽要求小于 1 个波长的次波长级、带宽要求大于 1 个波长且小于 4 个波长的波长级和带宽要求大于 4 个波长且小于 16 个波长的波带级。

1.2 网络能耗分析模型

网络能耗器件的能耗计算如公式(1)所示。

$$E = E^c + E^f \quad (1)$$

其中: E^c 表示耗能器件的固定能耗; E^f 表示耗能器件的波动能耗。

本文在为业务请求进行路由时采用光旁路策略,即业务请求只在源节点和目的节点上下路到核心路由器。由此得到组播业务请求在特定路径上传输所消耗的能耗 $E_{P_j}(R_i)$, 如公式(2)所示。

$$E_{P_j}(R_i) = E_{P_j}^e(R_i) + E_{P_j}^o(R_i) + E_{P_j}^t(R_i) \quad (2)$$

$$E_{P_j}^e(R_i) = 2(E_{me} + E_{frame} + E_{lc} + E_{port}^c + E_{port}^f) \quad (3)$$

$$E_{P_j}^o(R_i) = [(E_{tx}^c + E_{rx}^c + W_i \times E_{wxc}^c + B_i \times E_{bxc}^c + n_j^{wc} \times E_{wc}^c + W_i \times n_j^{bc} \times E_{bc}^c) + (E_{tx}^f + E_{rx}^f + W_i \times E_{wxc}^f + B_i \times E_{bxc}^f + n_j^{wc} \times E_{wc}^f + B_i \times n_j^{bc} \times E_{bc}^f)] \times hop_{P_j} \quad (4)$$

$$E_{P_j}^t(R_i) = [(E_{pre}^c + E_{post}^c + E_{pre}^f + E_{post}^f) + n_j^{amp}(E_{amp}^c + E_{amp}^f) + n_j^{rev}(E_{rev}^c + E_{rev}^f)]hop_{P_j} \quad (5)$$

其中: $E_{P_j}^t(R_i)$, $E_{P_j}^o(R_i)$ 和 $E_{P_j}^f(R_i)$ 分别表示业务请求 R_i 在路径 P_j 上传输时核心路由器、光层和传输消耗的传输能耗; W_i 和 B_i 是业务请求的带宽等级标识符; n_j^{wc} , n_j^{amp} 和 n_j^{rev} 分别表示业务请求 R_i 在路径 P_j 上传输需要的波长转换次数、中继光放大器的个数, 以及光再生器的个数; hop_{P_j} 是路径 P_j 的跳数; E_{me} , E_{fram} 和 E_{lc} 分别表示核心路由器主控引擎、底座, 以及线卡的能耗; E_{port}^c , E_{tx}^c , E_{rx}^c , E_{wxc} , E_{bxc}^c , E_{we}^c , E_{bc}^c , E_{pre}^c , E_{post}^c , E_{amp}^c 和 E_{rev}^c 分别表示核心路由器线卡上端口、光发射器、光接收器、波长交换端口、波带交换端口、波长转换器、波带转换器、前置光放大器、后置光放大器、中继光放大器和光再生器的恒定能耗。

1.3 多层辅助图

本文结合文献[7]提出的波长分层图的概念提出多层辅助图的方法, 将多层辅助图分为波带分层图、波长分层图和虚波长分层图。

初始时, 要根据实际物理拓扑构造波带分层图。假设一根光纤中有 $|W|$ 个波长, 连续的 H 个波长组成一个波带 B_i , 光纤中存在 $|B|$ 个波带。对于任意节点 $v_k \in V$, 将 v_k 复制 $|B|$ 次, 记为 $v_k^{b,m}$, $m=1, 2, \dots, |B|$, 称为波带 B_m 的波带节点; 对于任意 $e_{ij} \in E$, 其两端的节点分别为 (v_i, v_j) , 将波带节点对 $(v_i^{b,m}, v_j^{b,m})$ 之间的链路 $e_{ij}^{b,m}$ 为波带 B_m 的波带链路, 从而构造出了一个 $|B|$ 层的波带分层图。每一层记为 L_B^m , $1 \leq m \leq |B|$, 任意的波带节点 $v_k^{b,1}, v_k^{b,2}, \dots, v_k^{b,m}$ 之间都可以通过波带转换链路来连接。当网络中有业务请求占用了带宽时, 要对波带分层图进行相应的更新。假设带宽要求为 4 个波带的业务请求到达网络, 为该请求建立的路由依次经过节点 $\{v_2, v_3, v_4, v_5\}$ 。当业务请求占用了 L_B^1 层的波带链路 $e_{23}^{b,1}$ 和 $e_{34}^{b,1}$ 及 L_B^2 层的波带链路 $e_{45}^{b,2}$ 时, 就要删掉波带分层图中相应的波带链路。

在波长分层图中, 对 v_k 的复制次数为 $|W|$ 次, 任意的波长节点 $v_k^{w,1}, v_k^{w,2}, \dots, v_k^{w,m}$ 之间都可以通过波长转换链路来连接。波长分层图的更新: 假设业务请求要求的带宽为 1 个波长, 为该请求建立的路由依次经过节点 $\{v_2, v_3, v_4, v_5\}$, 其中经过 L_W^1 层的波长链路 $e_{23}^{w,1}$ 和 $e_{34}^{w,1}$, 及 L_W^4 层的波长链路 $e_{45}^{w,4}$, 此时, 波带分层图中的 L_B^1 层的波带链路 $e_{23}^{b,1}$ 和 $e_{34}^{b,1}$, 及 L_B^2 层的波带链路 $e_{45}^{b,2}$ 被占用, 不再存在波带链路。

由于次波长级业务请求并没有完整地占有一个波长的带宽, 剩余的带宽可以供其他相同路径的业务请求使用, 因此为了方便次波长级业务请求路由, 同时为节约能耗, 在这种情况下需要建立虚波长分层图。在建立虚波长分层图时, 将 v_k 复制 1 次, 形成虚波长节点, 且每条波长链路占用的具体波长号和占用带宽大小都有所标记。

1.4 最小化路径能耗

业务请求的波长转换次数影响着路径的能耗, 所以需要求出一条链路的最小波长转换次数。由于次波长级业务请求 R 与其他的次波长级业务请求 R' 共同使用一条路径传输, 传输能耗已经计算在 R' 的能耗参数内了, 因此 R 在路径上传输的能耗为 0。

本文将文献[8]中的算法进行必要的改进: 路径 P_i 依次经过节点 $\{v_1, v_2, v_3, v_4\}$, 每一条链路上都有一个向量 T_{pq}^w , 表示波长的剩余情况。如图 1 所示, 向量 T_{pq}^w 中从上到下依次对应着波长 $\lambda_1, \lambda_2, \lambda_3, \lambda_4$ 的占用情况, 0 表示该波长已被占用, 1 表示该波长依然可用。将每个链路 $e_{pq} \in P_i$ 的每个波长链路 $e_{ij}^{w,m}$ ($m=1, 2, 3, 4$) 抽象成一个点, 如图 2 中的 $v_{12}^1, v_{12}^2, v_{12}^3, v_{12}^4$ 是分别由波长为 $\lambda_1, \lambda_2, \lambda_3, \lambda_4$ 的 4 条波长链路抽象出来的, 称这些点为抽象波长节点。

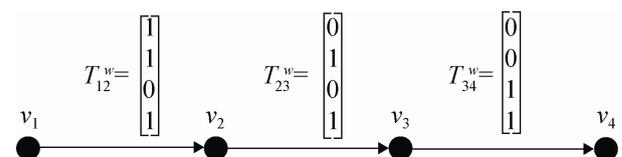


图 1 物理路径

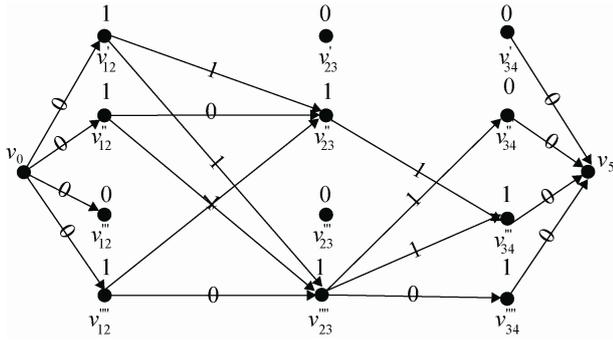


图 2 路径抽象图

两端的节点 v_0 和 v_5 实际是不存在的，其作用是使整个抽象图能够成为一个完整的拓扑图。根据向量 T_{pq}^w 将值为 1 的相邻抽象波长节点相连，形成若干条链路。若链路为平行直线，其权重为 0，说明从一段到链路到另一段链路不需要波长转换；若链路为斜线，其权重为 1。虚抽象波长节点到其他抽象波长节点的链路权重为 0。这样就形成了一个完整的路径抽象图，在图上运行最短路径算法就可以得到一条权重最小的路径，该路径的权重就是业务请求 R_m 在路径 P_i 上的最小波长转换次数，该路径所经过的抽象波长节点就是其选择的具体波长。若业务请求 R_m 的带宽要求为 N 个波长，则在路径抽象图上计算出 N 条路径分离的路径即可。

计算波带的最小转换次数与计算波长最小转换次数的方法大致相同，在此不赘述。

1.5 QoS 满意隶属度计算

一条路径 P_i 的带宽满意隶属度的计算公式如 (6) 所示。

$$f_{P_i}^{m,Band} = \begin{cases} 0, & Band_{max}^{P_i} \leq Band_{min} \\ \frac{Band_{max}^{P_i} - Band_{min}}{Band_{max} - Band_{min}^{P_i}}, & Band_{min}^{P_i} \leq Band_{min} < Band_{max}^{P_i} \leq Band_{max} \\ \sigma \left(\frac{Band_{max} - Band_{min}^{P_i}}{Band_{max}^j - Band_{min}} \right), & Band_{min} < Band_{min}^{P_i} < Band_{max} < Band_{max}^{P_i} \\ \omega, & Band_{min}^{P_i} \geq Band_{max} \end{cases} \quad (6)$$

其中， $Band_{max}^{P_i} = \max\{Band_{max}^{pq} | e_{pq} \in P_i\}$ ， $Band_{min}^{P_i} = \min\{Band_{min}^{pq} | e_{pq} \in P_i\}$ ， $[Band_{min}^{pq}, Band_{max}^{pq}]$ 表示链路 e_{pq} 所能提供的带宽的最大值和最小值。 σ 是一个小数，用于调节隶属度的大小； ω 为一个较小的数，代表隶属度，它用以避免选择提供的带宽过于充足的链路。

路径的延迟越小，隶属度越高，因此路径 P_i 延迟满意隶属度的计算公式如 (7) 所示。延迟抖动和出错率同理可得，在此不赘述。

$$f_{P_i}^{m,De} = \begin{cases} 0, & De_{min}^{P_i} \geq De_{max} \\ \sigma \left(\frac{De_{max} - De_{min}^{P_i}}{De_{max}^{P_i} - De_{min}} \right), & De_{min} \leq De_{min}^{P_i} < De_{max} \leq De_{max}^{P_i} \\ \frac{De_{max}^{P_i} - De_{min}}{De_{max} - De_{min}^{P_i}}, & De_{min}^{P_i} < De_{min} < De_{max}^{P_i} < De_{max} \\ \omega, & De_{max}^{P_i} \leq De_{min} \end{cases} \quad (7)$$

其中， $[De_{min}^{pq}, De_{max}^{pq}]$ 为 e_{pq} 能提供的延迟的最大值和最小值， $De_{min}^{P_i} = \sum_{e_{pq} \in P_i} De_{min}^{pq}$ ， $De_{max}^{P_i} = \sum_{e_{pq} \in P_i} De_{max}^{pq}$ 。

由此， P_i 的 QoS 满意隶属度计算公式如公式 (8) 所示。

$$C_{P_i} = a_0^t \times f_{P_i}^{m,Band} + a_1^t \times f_{P_i}^{m,De} + a_2^t \times f_{P_i}^{m,Jr} + a_3^t \times f_{P_i}^{m,Ls} \quad (8)$$

其中： $f_{P_i}^{m,Jr}$ 和 $f_{P_i}^{m,Ls}$ 分别代表路径 P_i 延迟抖动和出错率的满意隶属度； a_i^t 为对应于各参数的权重，其中 $i=0, 1, 2, 3$ 。

2 绿色组播路由保护机制的设计

2.1 优化目标

本文的优化目标即为在满足组播请求 QoS 需求的基础上，为组播请求建立组播树和保护树(路径)并使其能耗相对较小。

2.2 基于布谷鸟算法的绿色组播路由机制

一些研究工作中采用智能方法来进行目标优化, 如蚁群算法^[9]和免疫进化算法^[10]。同时, 文献[11]也已证明基于多个不相关可加度量的 QoS 组播路由问题是 NP 问题。本文的组播路由保护机制同样为多个不相关可加度量的 QoS 组播路由问题, 因此本文采用布谷鸟智能优化算法来建立组播树。

2.2.1 布谷鸟优化算法的引入

为了使布谷鸟优化算法有效地实现绿色组播路由, 将网络中的每一条链路都配以一个编号。解的形式是一串 n 位的二进制代码, 每一位对应一个相应编号的链路。该位的值为 1 表示对应的链路在组播树中, 为 0 表示对应的链路不在组播树中。初始时, 解为全 0。

布谷鸟优化算法的引入大致分为以下 5 部分:

1) 初始化

最初的栖息地为组播请求的各个目的节点, 每个栖息地生活 n_b 只布谷鸟。每个栖息地的 n_b 只布谷鸟的活动范围为: 以目的节点为中心 h 跳内的所有到源节点的最短路径的跳数不大于该目的节点到源节点最短路径的跳数的分光节点。每个栖息地的 n_b 只布谷鸟的产蛋范围为: 距离该目的节点最近的 k 个目的节点的活动范围内的全部分光节点, 若这 k 个目的节点中有具有分光能力的节点, 也要将这些目的节点划到产蛋范围内。若某个栖息地要求的范围内无法找到分光节点, 则扩大其查找范围, 直到找到分光节点为止。

2) 计算新生鸟的数量, 选择最优产蛋点

各个栖息地的每只布谷鸟产 n_{egg} 个蛋, 这些蛋均匀分散在产蛋范围内的各个分光节点上待孵化。孵化率为一个产蛋点到对应栖息地最优路径的 QoS 满足隶属度。接下来用蛋的数量乘以对应栖息地的孵化率可以计算出新生鸟的数量。

适宜度主要是与新生鸟的数量和食物有关, 对应到组播算法, 食物相当于栖息地到产蛋点的能耗。由此得到一个产蛋点对应一个栖息地的适宜度函数如公式(9)所示。

$$SUI_{d_i} = \begin{cases} \frac{N_{\text{bird}}^{d_i}}{E_{d_i}}, & \text{可行} \\ 0, & \text{不可行} \end{cases} \quad (9)$$

其中: $N_{\text{bird}}^{d_i}$ 为新生鸟的数量; E_{d_i} 为栖息地到产蛋点的能耗。由公式(2)计算可得。从而得到一个产蛋点总的适宜度如公式(10)所示。

$$SUI_{spl_i} = \sum_{d_i \in D_{spl_i}} SUI_{d_i} \quad (10)$$

其中 D_{spl_i} 表示一个产蛋点对应的在该产蛋点产蛋的布谷鸟所在的栖息地集合。

最后, 将所有产蛋点按总适宜度降序排列, 选出适宜度最优的 k_1 个产蛋点。

3) 变异

当一个栖息地产蛋范围内产蛋点有两个以上被选中时, 要发生逆向变异: 保留该栖息地产蛋范围内被选中的产蛋点中适宜度最优的产蛋点, 其他淘汰; 一个栖息地产蛋范围内所有产蛋点都被淘汰时, 要发生正向变异: 将该栖息地产蛋范围内适宜度最优的产蛋点加入到选中的产蛋点当中。

4) 迁徙

迁徙时, 原栖息地的布谷鸟所产的新生鸟按比例往原栖息地产蛋范围内的新栖息地迁徙, 迁徙比例 $\lambda \sim U(0,1)$ 。

5) 解的更新

将原栖息地与其产蛋范围内的新栖息地之间的最优路径上的所有链路标记为 1。完成一轮之后把新的栖息地作为中心继续下一轮。其中停止循环的条件共有 3 种: 已进行了 n 轮标记; 最后选中的栖息地数目为 2; 无法再选出新的栖息地。停止后, 剩余的栖息地选择最优路径与源节点用最短路径连接。

2.2.2 组播树的建立

布谷鸟算法建立组播树的算法流程如下:

Step 1: 根据 2.2.1 节 1) 初始化栖息地及布谷鸟个数, 以及解的初始值;

Step 2: 根据 2.2.1 节 1) 为每个栖息地的布谷鸟划定活动范围和产蛋范围;

Step 3: 根据公式(8)计算每个产蛋点对应每个

栖息地的孵化率,进而计算新生鸟的数量。若某个栖息地到任何一个产蛋点的路径都不存在,则该组播请求阻塞,算法结束;

Step 4: 根据公式(10)计算各产蛋点的总适宜度,并根据排序结果得到最优的 k_1 个产蛋点, k_1 为目的节点数乘以一个百分比 ρ 得到,其余产蛋点淘汰;

Step 5: 根据 2.2.1 节 3) 判断是否满足变异条件,若不满足,转 Step6; 否则进行变异,得到 k_2 个产蛋点作为新的栖息地;

Step 6: 栖息地中所有的新生布谷鸟按照迁徙比例向新的栖息地迁移,原栖息地与原栖息地产蛋范围内的新栖息地之间的最优路径上的所有链路的标识设置为 1; 并根据 2.2.1 节 5) 判断是否满足停止条件,若不满足,转 Step2;

Step 7: 将剩余的栖息地通过最短路径直接与源节点相连,若最短路径计算失败,组播请求阻塞,算法结束; 否则对解进行更新,算法结束。

由上述对于组播路由算法的描述可知,算法的最坏时间复杂度为 $O(nk)$, 其中 n 为停止条件中的轮询最大次数, k 为栖息地的数量。

2.2.3 波长分配方案

为组播请求计算出组播树后,要对其进行波长分配。在波长分配之前要将组播树拆分成若干子路径(每一个子路径为布谷鸟算法中每一轮计算出的栖息地到其选中的产蛋点之间的路径),再根据单播工作路径的波长分配方法进行波长分配。

现将单播工作路径的波长分配方法简述如下: 首先,判断业务请求是否为次波长级,并判断其工作路径是否在虚波长分层图上存在,若是,则在虚波长图上直接分配,更新多层辅助图,算法结束; 否则,根据 1.4 节内容计算出的工作路径的最小波长转换次数来进行波长分配,并根据 1.3 节内容更新链路带宽和多层辅助图,算法结束。

组播工作路径的波长分配方法描述如下: 将组播树拆分成若干子路径,并加入到集合 P^m 中。初始时指针 p 指向集合 P^m 中第一条子路径; 根据上述单播路径的波长分配方法对指针 p 指向的子路

径进行波长分配; 判断集合 P^m 是否为空,若为空,算法结束; 否则指针 p 指向下一条子路径。

2.3 保护机制

2.3.1 1+1 专用保护

1+1 专用保护要为组播请求另外建立一棵与组播树链路分离的保护树。为了保证保护树与组播树不重叠,要更新网络中的链路权重,如公式(11)所示。

$$c_{ij}^n = \begin{cases} +\infty, & e_{ij} \in T_w \\ 1 - f_{ij}^{Band}, & \text{otherwise} \end{cases} \quad (11)$$

其中: T_w 表示组播请求的组播树; f_{ij}^{Band} 表示链路 e_{ij} 的带宽满意隶属度; 当链路 e_{ij} 属于业务请求的组播树 T_w 时,链路 e_{ij} 的权重为无穷大。

1+1 专用保护的算法流程描述如下: 根据公式(11)更新网络中链路的权重; 根据 2.2.2 节的方法建立组播树: 若组播树建立失败,则组播请求阻塞,算法结束; 如成功,则根据 2.2.3 节的方法为组播树进行波长分配,并将其作为保护树。

2.3.2 1:1 专用保护

本文设计的 1:1 保护机制采用通路保护方式,即组播的源节点到每个目的节点都需要建立一条保护路径。

1:1 专用保护的算法流程描述如下: 根据公式(11)更新网络中链路权重; 将组播请求拆分成若干个单播请求 $r_i \in r_m$, $r_m = \{r_1, r_2, \dots, r_n\}$ (n 是组播请求的目的节点数)。初始时指针指向集合 r_m 中第一个单播请求; 根据单播方法(主要结合子-K 最短路径算法)为 r_i 计算出一条路径,若计算失败,则组播请求阻塞,释放已占用的资源,算法结束; 否则,利用 2.2.3 节中提到的单播工作路径的波长分配方法为 r_i 计算出的路径进行资源分配; 最后,判断集合 r_m 中的单播请求是否处理完毕,若没有,则指针 p 指向下一个单播请求,否则算法结束。

2.3.3 m:n 共享保护

m:n 共享保护中,如带宽满足组播请求的带宽

要求,且其他共享该链路的工作路径与组播源节点到其中一个目的节点 d_i 的子路径链路分离,则可以共享链路。

为了保证共享后的路径在进行切换时与其他请求不发生冲突,要对网络中的链路权重进行修改,如公式(12)所示。

$$c_{ij}^m = \begin{cases} +\infty, & e_{ij} \in T_w \\ \delta(1 - f_{ij}^{Band}), & e_{ij} \notin P \cap Band_{ij}^s > Band_{min} \\ 1 - f_{ij}^{Band}, & \text{otherwise} \end{cases} \quad (12)$$

其中: $Band_{ij}^s$ 表示 e_{ij} 可供共享的带宽资源; δ 是调节因子, $0 < \delta < 1$; P 表示已经建立的工作路径。当链路的共享资源大于组播请求要求的带宽时,链路的权重则较其他情况小,这样可以使更多可共享的链路被选中。

3 仿真实现与性能评价

本文基于 VC++6.0 进行了仿真,并采用文献[12]中的 Tree- Based Protection Schemes(TPS)算法与本文提出的绿色组播路由保护机制 GMRP 进行比较。其中, TPS 算法是一个基于树的组播保护算法,其能够合理地利用网络资源来进行保护树的建立。

3.1 阻塞率

阻塞率的运行结果如图 3 所示。可以看出, GMRP 机制的阻塞率要低于 TPS 算法的阻塞率,这是由于 TPS 算法在计算路径时将 QoS 参数融合到了链路的权重中,会导致最后选定路径的加性参数和乘性数不符合组播请求的 QoS 需求,进而使组播业务阻塞。

为了进一步考察 GMRP 机制适用于何种网络,分别在拓扑 EON(Europe Optical Network, 欧洲光网络)和拓扑 Cernet2 上运行 GMRP 机制,结果如图 4 所示。

可以看出,由于拓扑 Cernet2 的连通性差,节点度数低,无法形成多目的节点的组播,只有部分目的节点较少的组播可以路由成功。因此 GMRP 机制适合节点度数较大且连通性较好的大型拓扑。

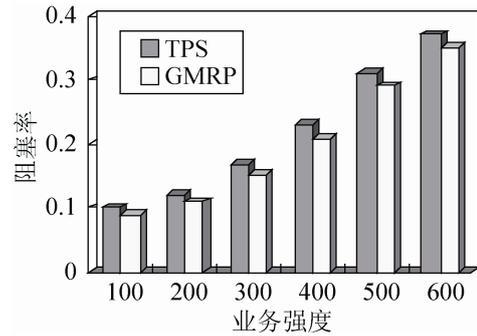


图 3 阻塞率随业务强度变化柱状图

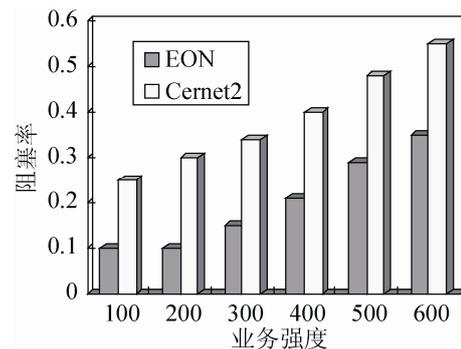


图 4 在不同拓扑上阻塞率随业务强度变化柱状图

为了进一步考察 GMRP 机制的阻塞率随目的节点数的变化情况,将业务强度固定,业务请求数量固定,把目的节点的个数作为变量在拓扑 EON 上运行 GMRP 机制。随着目的节点数逐渐增加,较多的链路会被占用,在计算保护路径时较难找到与工作路径链路分离的保护路径,即组播请求阻塞。由此可见,若使用 GMRP 机制进行路由,则目的节点数不宜过大。

3.2 保护/工作资源比

保护/工作资源比是指一个网络中的所有链路上保护路径所占用的带宽资源和工作路径所占用的带宽资源之比,其结果如图 5 所示。

从图 5 可以看出, TPS 算法的比率相对于 GMRP 机制的比率更加接近于 1。导致这一结果的主要原因是其保护策略采用的是共享保护;而 GMRP 机制是专用保护和共享保护相结合的,因此会在一定程度上影响资源的优化配置。但 GMRP 所采用的保护策略是依据路由请求的 pro 决定的,所以更适用于不同等级业务请求的需求。

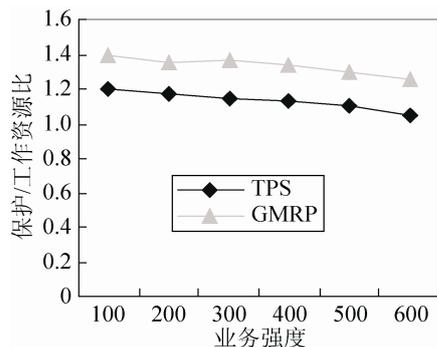


图 5 保护/工作资源比随业务强度变化曲线

3.3 网络能耗

在考察网络能耗时固定业务强度,使业务请求个数成为变量,结果如图 6 所示。可以看出 GMRP 机制的能耗要低于 TPS 算法的能耗。这是因为 TPS 算法在计算能耗时是将能耗作为参数融合到了链路权重中,并没有过多地考虑波长转化次数,且其在波长分配时也没有考虑虚链路的问题,这就增加了相关端口的使用,进而增加了网络能耗。

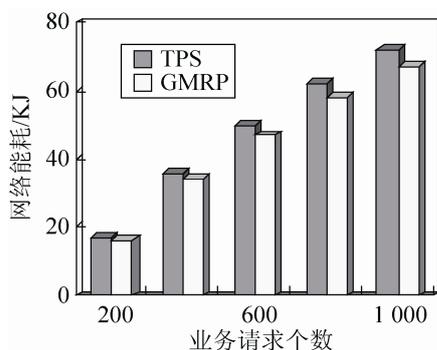


图 6 网络能耗随业务请求数变化柱状图

4 结论

本文提出并仿真实现了一种多粒度传送网中的绿色组播路由保护机制。设计了新型的网络节点结构及能耗计算公式;将 QoS 参数转换为相应的隶属度对路径进行计算;设计了多层辅助图以便于计算最小波长转换次数和相应的波长分配;利用智能优化算法为业务请求计算工作路径;将保护策略分为 1+1 专用保护、1:1 专用保护和 m:n 共享保护。仿真实现和性能评价结果表明,本文设计的绿色组播路由保护机制能够满足不同业务请求的 QoS 需

求,并兼顾业务在路径上传输消耗的电能,合理地利用网络资源。

参考文献:

- [1] Ju Won Park, Jong Won Kim. QoS-Driven Multicast Routing in Sparse-Splitting Optical Networks [J]. Photon Networks Communication (S1387-974X), 2013, 25(3): 178-188.
- [2] Darli M, Helio W. Interval Availability Estimation for Protect Connections in Optical Networks [J]. Computer Networks (S1389-1286), 2011, 55(1): 193-204.
- [3] J Wang, S Ruepp, A V Manolova, et al. Green-Aware Routing in GMPLS Networks [C]// Proceedings of the Workshop on Computing, Networking and Communications. Maui, HI, USA: IEEE, 2012: 227-231.
- [4] Wang Xing-wei, Hou Wei-gang, Guo Lei, et al. Energy Saving and Cost Reduction in Multi-Granularity Green Optical Networks [J]. Computer Networks (S1389-1286), 2011, 55(3): 676-688.
- [5] Wang Xing-wei, Cheng Hui, Huang Min. Multi-Robot Navigation based QoS Routing in Self-Organizing Networks [J]. Engineering Applications of Artificial Intelligence (S0952-1976), 2013, 26(1): 262-272.
- [6] End-User Multimedia QoS Categories [P]. ITU-T G.1010, 2001.
- [7] Chen C, Banerjee S. A New Model for Optimal Routing and Wavelength Assignment in Wavelength Division Multiplexed Optical Networks [C]// Proceedings of the IEEE INFOCOM, Los Alamitos, USA. USA: IEEE, 1996: 164-171.
- [8] Ching Fang, Hsu, Fang Sheng Lin. On Dynamic Wavelength Assignment in Wavelength-Convertible Multi-Granular Optical Network [J]. IEEE Transactions on Communications (S0090-6778), 2009, 57(8): 2221-2224.
- [9] 曲大鹏, 王兴伟, 黄敏. 移动对等网络中的感知蚁群路由算法 [J]. 计算机学报, 2013, 36(7): 1456-1464.
- [10] Wang Xingwei, Sun Jiajia, Li Hongxing, et al. A Reverse Auction based Allocation Mechanism in the Cloud Computing Environment [J]. Applied Mathematics & Information Sciences (S2325-0399), 2013, 2(7): 75-84.
- [11] Wang Z, Crowcroft J. Quality-of-Service Routing for Supporting Multimedia Applications [J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications (S0733-8716), 1996, 14(7): 1228-1234.
- [12] Long Long, Ahmed E Kamal. Tree-based Protection of Multicast Services in WDM Mesh Networks [C]// Proceedings of the IEEE Communications Society Subject Matter Experts for Publication in the IEEE GLOBECOM, USA: IEEE, 2009: 1-6.