2012 年 12 月 北京航空航天大学学报 December 2012
第38卷 第12期 Journal of Beijing University of Aeronautics and Astronautics Vol. 38 No. 12

基于轨迹方法的 AFDX 网络路由配置算法

刘 成 李 航 何 锋 卢广山

(北京航空航天大学 电子信息工程学院, 北京 100191)

摘 要: 针对航空电子全双工交换式以太网(AFDX, Avionics Full Duplex Switched Ethernet)的网络关键技术——虚拟链路(VL, Virtual Link)的静态路由算法,提出了一种基于AFDX 轨迹方法的 VL 路由配置算法——TRJ 算法,保证配置 VL 的端端确定性最大延迟满足给定的时延约束. TRJ 算法计算每条 VL 基于轨迹方法得到的初始延时约束比,按照延时约束比从小到大的顺序结合轨迹方法进行 VL 静态路由配置. 在 AFDX 网络典型配置下,将该路由算法与最小跳路由和均衡路由算法进行比较,结果表明最小跳路由算法用了最少的资源,均衡路由算法平衡了网络流量,但只有该算法保证了所有 VL 的端端最大延迟满足时延约束,证明该算法的有效性.

关 键 词: 航空电子全双工交换式以太网(AFDX); 虚拟链路(VL); 静态路由配置; 轨迹方法

中图分类号: TP 393

文献标识码: A **文 章 编 号**: 1001-5965(2012)12-1587-04

Routing algorithm of AFDX network based on trajectory approach

Liu Cheng Li Hang He Feng Lu Guangshan

(School of Electronics and Information Engineering, Beijing University of Aeronautics and Astronautics, Beijing 100191, China)

Abstract: Static routing algorithm of virtual link (VL) is a key technique in avionics full duplex switched Ethernet (AFDX). A VLs' static routing algorithm based on the trajectory approach was proposed for the real time demand of VLs. This algorithm gets each VL's delay limit ratio first, and then configures VLs in accordance with the size of VLs' delay limit ratio (from large to small) with the help of the corollary from the trajectory approach. This algorithm was compared to the minimum hops algorithm and the load balance algorithm in a typical configuration of AFDX. The result of the simulation shows that the minimum hops algorithm uses the least network resource, the load balance algorithm make the network flow balanced, but only this algorithm makes all the VLs' maximum delay up to their limit.

Key words: avionics full duplex switched Ethernet (AFDX); virtual link (VL); static routing configuration; trajectory approach

航空电子全双工交换式以太网(AFDX, Avionics Full Duplex Switched Ethernet)[1-2]是由工业以太网经过适应性改造而成的航空电子系统互连确定性网络,目前已经被应用于空中客车 A380 大型飞机和波音 787 宽体客机中.

针对航空电子网络严格的实时性要求,AFDX 网络对虚拟链路(VL, Virtual Link)采用了带宽分配机制和静态路由机制,规划了数据包的带宽和路径,限制数据源的突发度,在交换机中采用漏桶算法,隔离了拥塞,这些都保证了 AFDX 网络行为的确定性. 这些 AFDX 网络的确定性机制结合网络演算理论[3-4]和轨迹计算方法[5],发展出了适用于 AFDX 网络的最大延时计算的方法[6-8]. 这些方法能得到虚拟链路上数据包的最大端到端延

收稿日期: 2011-09-08; **网络出版时间**:2012-11-09 17:19

网络出版地址: www.cnki.net/kcms/detail/11.2625.V.20121109.1719.004.html

作者简介: 刘 成(1985-),男,湖南邵阳人,博士生,lch2004321@sina.com.

时,为研究 AFDX 网络的实时性提供理论依据.

虽然 AFDX 网络有着保证网络行为确定性的机制和网络演算理论依据,作为 AFDX 网络关键技术的 VL 静态路由配置却没能把它们结合起来. 目前,AFDX 网络中虚拟链路的静态路由配置算法常采用的是最短路径算法[9]和负载均衡算法[10],这些算法只是对网络的资源进行了有效的利用,并没有针对 VL 的延时约束特性进行优化,无法保证所有的 VL 的最大网络延迟满足其约束. 本文提出一种结合 AFDX 网络的轨迹方法[7-8]对 VL 进行静态路由配置的 TRJ 算法. 该静态路由配置算法在 AFDX 网络资源充足的前提下,保证配置后的所有 VL 的端到端最大延迟不超过初始给定的 VL 延时约束.

1 轨迹方法

1.1 定 义

确定性网络演算(network calculus)技术最初是由 Cruz R. 较为系统地提出的[3-4],用来计算网络中数据包的最大端到端延时值. 文章[6]结合 AFDX 网络的特点对确定性网络演算进行了适应性改进. 法国图卢兹大学 IRIT 实验室的学者在常规轨迹计算方法[5]的基础上提出一种计算 AFDX 网络数据包端到端最大延时的轨迹方法[7],在文献[8]中将此方法与常用 AFDX 网络演算方法[6]进行了比较,证明了基于 AFDX 网络的轨迹方法是一种端到端最大延时计算结果更紧的 AFDX 网络演算方法.

根据轨迹方法[5]定义,VL 的最大端到端延时被限定在:

$$R_i = \max_{t\geqslant 0}(W_{i,t}^{\text{last}_i} + C_i^{\text{last}_i} - t) \tag{1}$$

其中,VL 对应 $V_i(i=1,2,\cdots,n)$;t 是 V_i 产生数据包 m 的起始时刻;last_i 是 V_i 最后访问的节点;$W_{i,t}^{\text{last}_i}$是数据包 m 在最后一个节点开始发送的时间;$C_i^{\text{last}_i}$ 是最后一个节点发送数据包 m 所需要的时间. 文献[7]结合 AFDX 网络特点和文献[5]中对 $W_{i,t}^{\text{last}_i}$的初始定义,得到:

$$W_{i,t}^{\text{last}_i} = \sum_{\substack{j\in[1,n]\\ j\neq i\\ P_j\cap P_i\neq\varnothing}} \left(1+\left\lfloor \frac{t+A_{i,j}}{T_j}\right\rfloor\right)^+ \cdot C_j + \left(1+\left\lfloor \frac{t+j_i}{T_i}\right\rfloor\right)^+ \cdot C_i + \sum_{\substack{h\in P_i\\ h\neq \text{last}_i}} \left(\max_{\substack{j\in[1,n]\\ h\in P_j}}\{C_j\}\right) - C_i + (|P_i|-1)\cdot l_{\max} \tag{2}$$

其中:

1) $(x)^+ = \max\{0,x\}$.

2) $\sum_{\substack{j\in[1,n],j\neq i\\ P_j\cap P_i\neq\varnothing}} (1+\lfloor (t+A_{i,j})/T_j\rfloor)^+ \cdot C_j$, V_j 是和 V_i 有同流向交集的虚拟链路;C_j 是 V_j 在第一个交集节点的发送延时;$A_{i,j}$是 V_j 经过 V_i 的最大抖动值;T_j 是 V_j 的带宽分配间隔(BAG,Bandwidth Allocation Gap).

3) $(1+\lfloor (t+j_i)/T_i\rfloor)^+ \cdot C_i$,是数据包 m 在路径 P_i 中,经过最慢节点时的发送延时.

4) $\sum_{h\in P_i, h\neq \text{last}_i} (\max_{j\in[1,n], h\in P_j}\{C_j\})$,是路径 P_i 的节点上分别经过的最长数据包的发送延时之和,除去路径 P_i 上的最后一个节点.

5) 减去 C_i,因为 $W_{i,t}^{\text{last}_i}$是最后一个节点开始发送数据包 m 的时间,所以应该排除最后一个节点的发送延时.

6) $(|P_i|-1)\cdot l_{\max}$,是交换机的技术时延之和,通常技术时延是 8 μs.

1.2 延时约束分析

定理 1 在式(1)中,$t=0$ 时,VL 的端到端延时值($W_{i,t}^{\text{last}_i}+C_i^{\text{last}_i}-t$)取最大值,最大延时值表达式为

$$R_i = \sum_{\substack{j\in[1,n]\\ j\neq i\\ P_j\cap P_i\neq\varnothing}} C_j + C_i + \sum_{\substack{h\in P_i\\ h\neq \text{last}_i}} \left(\max_{\substack{j\in[1,n]\\ h\in P_j}}\{C_j\}\right) + (|P_i|-1)\cdot l_{\max} \tag{3}$$

证明

$$W_{i,t}^{\text{last}_i} + C_i^{\text{last}_i} - t = \sum_{\substack{j\in[1,n]\\ j\neq i\\ P_j\cap P_i\neq\varnothing}} \left(1+\left\lfloor \frac{t+A_{i,j}}{T_j}\right\rfloor\right)^+ \cdot C_j + \left(1+\left\lfloor \frac{t+j_i}{T_i}\right\rfloor\right)^+ \cdot C_i + \sum_{\substack{h\in P_i\\ h\neq \text{last}_i}} \left(\max_{\substack{j\in[1,n]\\ h\in P_j}}\{C_j\}\right) - C_i + (|P_i|-1)\cdot l_{\max} + C_i^{\text{last}_i} - t$$

将等式右边与时间 t 有关的项提出来,得到

$$\left(\sum_{\substack{j\in[1,n]\\ P_j\cap P_i\neq\varnothing}} C_j/T_j - 1\right)\cdot t$$

其中,$C_j = L_{\text{max}j}/C$,C 是 AFDX 网络的带宽,$L_{\text{max}j}$是 V_j 最大的帧长,经过变换得到

$$\left(\sum_{\substack{j\in[1,n]\\ P_j\cap P_i\neq\varnothing}} \frac{L_{\text{max}j}/T_j}{C} - 1\right)\cdot t$$

$L_{\text{max}j}/T_j$ 是 V_j 所占用的带宽,故 $\sum_{\substack{j\in[1,n]\\ P_j\cap P_i\neq\varnothing}} \frac{L_{\text{max}j}/T_j}{C}$ 是各个 V_j 的链路利用率之和,合理的 AFDX 网络配置必须保证该项小于 1,即链路上的使用带宽不超过最大带宽. 故当 $t=0$ 时,与时间 t 有关的项之和为零,($W_{i,t}^{\text{last}_i}+C_i^{\text{last}_i}-t$)取最大值,代入式(1),

得到:

$$R_i = \sum_{\substack{j\in[1,n]\\ j\neq i\\ P_j\cap P_i\neq\varnothing}} \left[1+\left(\frac{A_{i,j}}{T_j}\right)\right]\cdot C_j + \left[1+\left(\frac{j_i}{T_i}\right)\right]\cdot C_i + \sum_{\substack{h\in P_i\\ h\neq \mathrm{last}_i}} \left(\max_{\substack{j\in[1,n]\\ h\in P_j}}\{C_j\}\right) + (|P_i|-1)\cdot l_{\max}$$

由文献[7]可知,$A_{i,j}\ll T_j$,$j_i\ll T_i$,可以进行简化,易证端到端最大延时值表达式. **证毕**

定理 2　新配置的 V_{n+1}($(n+1)\notin[1,n]$)若在路径上与已配置 V_i 同流向交集,最多增加 V_i 的端到端最大延时值为

$$\Delta R_i = C_{n+1} + \sum_{\substack{h\in P_i\\ h\neq \mathrm{last}_i}} \left(\max_{\substack{j\in[1,n+1]\\ h\in P_j}}\{C_j\} - \max_{\substack{j\in[1,n]\\ h\in P_j}}\{C_j\}\right) \tag{4}$$

证明　若 V_{n+1}若在路径上与已配置 V_i 同流向交集,由式(3)给出的端端最大延时表达式易证 $\Delta R_i=R_i-R_j(i\in[1,n+1],j\in[1,n])$的差值如定理 2 所示. **证毕**

2　路由配置算法

2.1　定　义

定义 1　延时约束比

$$T_i = \frac{R_i}{D_i} \tag{5}$$

T_i 是 V_i 的延时约束比;R_i 是 V_i 的最大端到端延时值;D_i 是 V_i 给定的约束延时值. 当 $T_i\leqslant 1$ 时,V_i 满足延时约束;当 $T_i>1$,V_i 不满足延时约束.

定义 2　延时余度帧长

$\Delta R_i=D_i-R_i$ 是 V_i 最多可以增加的延时值,将算出的 ΔR_i 代入式(4)中,解出 C_{n+1},$L_{\max(n+1)}=C_{n+1}\cdot C$ 则是 V_i 的延时余度帧长,物理意义是在 V_i 路由路径中,可以加入的 V_{n+1}的最大帧长.

定理 3　采用最宽最短路径算法[9](WSP, Widest Shortest Path,优先选取最短路径,同为最短路径时,则选择具有最大可用带宽的一条路径)配置全部 VL 的静态路由后,计算所有 VL 的延时约束比,延时约束比越大,给该 VL 设置越高的配置优先级,在实际结合轨迹方法的路由配置算法中,优先配置.

证明　采用 WSP 算法配置的静态路由,是 VL 的最短路径下最大可用带宽的路由路径,即保证总资源占用率最小的情况下,兼顾负载均衡. 此时,延时约束比大的 VL 最合理地减小约束比的方式是:保持自己当前的最短路径,而减小其他 VL 与自己的交集. 故延时约束比大的 VL 应该拥有较高的配置优先级,先予以配置最短最宽的路径;延时约束比低的 VL 拥有较低的配置优先级,后配置,并结合轨迹方法,避开较高优先级的 VL 已配置的路径. **证毕**

2.2　TRJ 算法描述

1) 根据定理 3,用 WSP 算法配置所有 VL 的静态路由,根据给定的 VL 延时约束和计算得到的所有 VL 的端到端最大延时,计算 VL 的延时约束比 D,按照延时约束比从大到小的顺序给 VL 排序,对应标记为 $V_i(i=1,2,\cdots,n)$,转到 2);

2) 按照标记顺序,重新配置所有 VL 的路由,初始值 $i=1$;

3) 若 $i>n$,转到 4),否则计算所有 $V_j(j<i)$ 的延时余度帧长,若小于 $L_{\max i}$则将 V_j 所经过的路径标记为断路,然后配置 V_i 的 K 条最短路径,在 K 条最短路径中找到满足 V_j 最大延时约束的最小跳均衡路径,循环 3),若找不到满足条件的路由路径,跳到 5);

4) 所有满足延时约束条件的 VL 路由配置完成;

5) 无法配置全部满足延时约束条件的 VL 路由.

2.3　算法复杂度分析

设一共有 n 个节点,m 条 VL. WSP 路由的时间复杂度为 $O(n^3)$;计算所有 $V_j(j<i)$ 的延时余度帧长的最大时间复杂度为 $O((i-1)^2\cdot n)$,计算 V_j 的 K 条最小跳路采用 K 次 Dijskra 算法,时间复杂度为 $O(K\cdot n^2)$,配置 V_i 时的时间复杂度为 $O((i-1)^2\cdot n+K\cdot n^2)$. 综合计算得到 TRJ 算法的时间复杂度为

$$O\left(n^3+\sum_{i=1}^{m}[(i-1)^2\cdot n+K\cdot n^2]\right)=$$
$$O(n^3+mK\cdot n^2+n\cdot\sum_{i=1}^{m}(i-1)^2)=$$
$$O(n^3+m\cdot n^2+m^3\cdot n)$$

3　实验分析

本文设计了一个典型的 AFDX 网络环境,拓扑如图 1 所示,外围 4 个交换机分别与 16 个端系统相连接,并且与内层的一个交换机级联,这 5 个交换机构成了 AFDX 网络的主干,承载了总共 64 个端系统,每条链路带宽是 100 Mbit/s. 实验设计了 1 000 条 VL,使用 VLID 作为 VL 的 ID 号,用来区分每条 VL,$L_{\max}$服从 64 到 512 字节随机均匀分布,VL 的 BAG 分为 4 类,32 ms,64 ms,128 ms 和 256 ms,每类 BAG 分别配置有 250 条 VL,与 BAG

的关系所图 2 所示. VL 的延时约束设置为各自 BAG 的 1/8. 预计全部 VL 占用的总带宽是 33.75 Mbit/s,如式(6)所示;每个端系统的平均输出带宽占 VL 总带宽的 1/64,是 0.53 Mbit/s.

$$33.75 \times 10^6 = [(64 + 512)/2] \times 8/0.032 \times 250 \times (1 + 1/2 + 1/4 + 1/8) \quad (6)$$

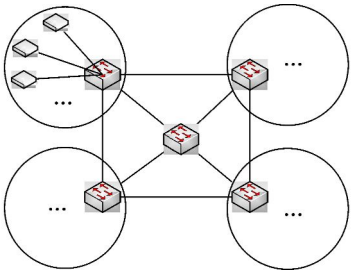

图 1 AFDX 拓扑

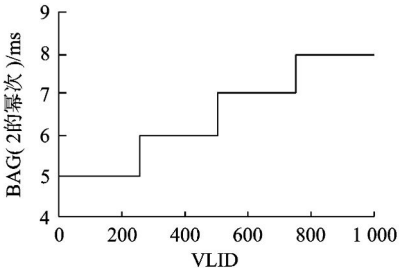

图 2 VL 的 BAG 配置

分别使用最短路径的 WSP 算法、负载均衡的 SWP 算法(最短最宽路径算法,选择最大可用带宽的路径,如果同时存在几条最宽路径,则优先考虑其中跳数最小的路径)和 TRJ 算法,对该实验网络进行 VL 路由配置. 使用 AFDX 轨迹方法分别对不同算法的 VL 路由配置结果进行计算,得到各个算法配置下的 VL 的最大端到端延时,并将计算的延时结果和初始约束值进行比较,如图 3 ~ 图 5 所示. WSP 算法的配置结果是,部分 VL 的端到端最大延时大大超过延时约束值,而 SWP 算法的配置结果稍好一些,部分 VL 的端到端最大延时值略微超过延时约束值,但这两种算法都没能使配置结果满足延时约束. TRJ 算法的配置结果则保证了所有的 VL 的端到端最大延时在延时约束的范围内.

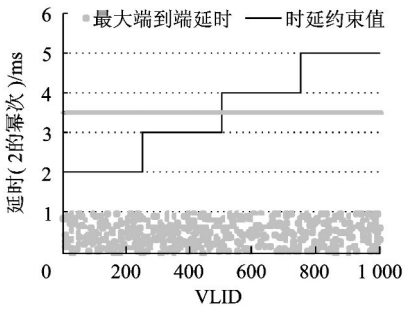

图 3 WSP 的延时曲线

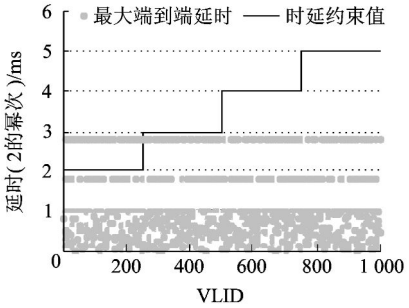

图 4 SWP 的延时曲线

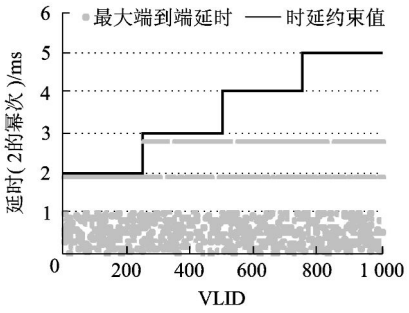

图 5 TRJ 的延时曲线

WSP 算法为所有 VL 都配置了最短路径,消耗的网络资源最少,主干链路的平均带宽利用率是 2.32%,但是可能在局部造成阻塞,导致大量通过阻塞局部的 VL 的端到端延时大大超过约束延时值. SWP 算法选取了负载均衡的路由,代价是 VL 选择了非最短的路径,占用了更多的网络资源,使得链路中流量的分配最为均衡,主干链路的平均带宽利用率是 2.89%,但是 SWP 算法并没有能保证所有的 VL 的端到端最大延时值限定在约束值的范围内. TRJ 算法,结合了 AFDX 轨迹方法,在配置的过程中就限制了 VL 的路由路径产生的端到端最大延时不会超过延时约束值,代价是 VL 选择了不会超时的路由路径,占用了较多网络资源,主干链路的平均带宽利用率是 2.57%. 在带宽资源充足的情况下,TRJ 算法不会影响网络节点和 VL 的正常配置.

4 结束语

AFDX 网络是适用于新一代大型客机的航电互联网络,在实时性方面有着严格的保障机制,并且近年来新起的网络延时计算技术,也为 AFDX 网络的实时性提供了理论工具. 但是对于 AFDX 网络的关键技术——VL 路由配置,却没有利用 AFDX 网络的这些机制和理论工具.

(下转第 1595 页)

119(2): 295-324

[4] Chang S C. Courant number insensitive CE/SE schemes[R]. AIAA-2002-3890,2002

[5] 刘敏,吴克启. 基于非结构网格 CE/SE 算法圆柱绕流气动声场模拟[J]. 工程热物理学报,2009(2):227-229
Liu Min, Wu Keqi. The aero-acoustics simulation of flow around a cylinder using unstructured CE/SE scheme[J]. Journal of Engineering Thermophysics,2009(2):227-229(in Chinese)

[6] 凌文辉,赵书苗,刘建文,等. 时空守恒 CE/SE 数值方法在凹槽燃烧流动中的应用研究[J]. 推进技术,2010(1):34-41
Ling Wenhui, Zhao Shumiao, Liu Jianwen, et al. Numerical investigations of the cavity combustion flow using the CE/SE method[J]. Journal of Propulsion Technology,2010(1):34-41(in Chinese)

[7] Ji Z, Zhou Y F. A comparison study of three CESE schemes in MHD simulation[J]. Chinese Physics Letters, 2010, 27(8): 085201

[8] 孙孔倩,樊未军,杨茂林. CE/SE 法模拟爆震波点火及传播过程[J]. 航空动力学报,2008,23(2): 244-250
Sun Kongqian, Fan Weijun, Yang Maolin. Numerical simulation of detonation ignition and propagation progress by CE/SE method[J]. Journal of Aerospace Power,2008,23(2): 244-250(in Chinese)

[9] 崔树鑫,韩玉琪,高歌. 二维翼型绕流的 CE/SE 方法[J]. 北京航空航天大学学报,2011,37(1): 21-24
Cui Shuxin, Han Yuqi, Gao Ge. Space-time conservation element and solution element method (CE/SE) applied to flows around 2D airfoil[J]. Journal of Beijing University of Aeronautics and Astronautics,2011,37(1):21-24(in Chinese)

[10] Zhang Z C, Yu S, Chang S C. A space-time conservation element and solution element method for solving the two-and three-dimensional unsteady Euler equations using quadrilateral and hexahedral meshes[J]. Journal of Computational Physics, 2002,175(1):168-199

[11] Yen J C, Wagner D A. Computational aeroacoustics using a simplified courant number insensitive CE/SE method[R]. AIAA-2005-2820,2005

[12] Yoshihara H, Sacher P. Test cases for inviscid flow field methods[R]. Advisory Group for Aerospace Research and Development (AGARD)-AR-211,1985

(编　辑:张　嵘)

(上接第 1590 页)

为了优化 AFDX 网络的 VL 路由配置,满足 AFDX 网络对实时性的要求,本文提出一种结合 AFDX 网络的轨迹方法对 VL 进行静态路由配置的 TRJ 算法. 该算法保证了配置后的 VL 的端到端最大延时在其给定的初始延时约束值的范围内. 经过实验验证了该算法有效性,在对实时性要求严格的航空电子网络环境下,较最短路径算法和负载均衡算法更有针对性.

参考文献 (References)

[1] ARINC 664 Aircraft data network, part 2: Ethernet physical and data link layer specification [S]

[2] ARINC 664 Aircraft data network, part 7: avionics full duplex switched Ethernet(AFDX) Network [S]

[3] Cruz R. A calculus f or net work delay, part I: net work elements in isolation [J]. IEEE Trans Information Theory ,1991,37(1): 114-131

[4] Cruz R. A calculus for net work delay, part II: network analysis [J]. IEEE Trans Information Theory,1991,37(1):132-141

[5] Martin S, Minet P. Schedulability analysis of flows scheduled with fifo: application to the expedited forwarding class [C] //Parallel and Distributed Processing Symposium, 2006. IPDPS 2006. Rhodes Island: [s. n.],2006

[6] Frances F, Fraboul C, Grieu J. Using network calculus to optimize the AFDX network [C] //Proceedings of ERTS. Toulouse, France: [s. n.],2006

[7] Bauer H, Scharbarg J-L, Fraboul C. Applying and optimizing trajectory approach for performance evaluation of AFDX avionics network [C] //Proc 21th ECRTS WiP Section. Dublin, Ireland: [s. n.],2009,57-60

[8] Bauer H, Scharbarg J-L, Fraboul C. Improving the worst-case delay analysis of an AFDX network using an optimized trajectory approach [J]. IEEE Trans Industrial Informatics,2010,6(4): 521-533

[9] Guerin R, Orda A, Williams D. QoS routing mechanisms and OSPF extensions [C] //Global Telecommunications Conference. [S. l.]: IEEE,1997:1903-1908

[10] Zheng Wang, Crowcroft J. Quality-of-service routing for supporting multimedia applications [J]. IEEE Journal on Selected Area in Communications,1996,14(7):1228-1234

(编　辑:娄　嘉)