

文章编号: 1001-893X(2012)10-1663-07

用于多级交换网络的一种高效自寻路技术*

倪 杰¹, 张子为¹, 陈志云², 许 都¹

(1. 电子科技大学 宽带光纤传感与通信教育部重点实验室, 成都 611731;

2. 华为技术有限公司, 广东 深圳 518129)

摘 要: 自寻路交换是多级交换网络中的一种常用技术, 但它容易因冲突而形成网络内部阻塞。为减少连续冲突, 进一步提升网络性能, 基于三级 Clos 网络, 提出了一种新的高效自寻路机制。通过在交换网络前端采取“信元间插”策略, 将分组的连续信元在时间轴上打散, 保证业务被均匀地发送至网络中, 从而大大减轻了网络内部阻塞; 同时, 通过在第一级交换单元中设置“逻辑指示器”, 为不同的业务流合理地选取第二级交换单元, 一定程度上保证了第二级的负载均衡。理论分析和仿真实验表明, 与 CRRD (Current Round-Robin Dispatching) 等其他交换调度方式相比, 新自寻路机制下的信元平均网络时延明显减小。

关键词: Clos 网络; 信元间插; 负载均衡; 自寻路; 网络性能

中图分类号: TN915 **文献标志码:** A doi: 10.3969/j.issn.1001-893x.2012.10.021

An Efficient Self-routed Scheme for Multi-stage Switching Network

NI Jie¹, ZHANG Zi-wei¹, CHEN Zhi-yun², XU Du¹

(1. Key Laboratory of Optical Fiber Sensing & Communication (Ministry of Education), University of Electronic Science and Technology of China, Chengdu 611731, China; 2. Huawei Technologies Co., Ltd., Shenzhen 518129, China)

Abstract: Self-routed switching is a common technique in the multi-stage switching network. However, it is easy to cause internal network blocking because of the conflict. In order to reduce the continuous conflicts and enhance the network performance, a new efficient self-routed scheme based on three-stage Clos network is proposed. This scheme can distribute the continuous cells of the packet discretely on “time axle” by the way of “cell interleaving”, ensuring that cells belonging to a given stream are transmitted into the fabric at well-spaced intervals of time, thus greatly reducing the continuous obstruction within the network. Besides, a group of “logic indicators” is set in every switching unit in the first stage for different streams to choose proper second stage units, which helps to keep load balance of the second stage modules. Analysis and simulations show that the average network delay in the new scheme is significantly decreased in comparison with some other switching methods such as CRRD (Concurrent Round-Robin Dispatching).

Key words: clos network; cell interleaving; load balance; self-routed; network performance

1 引 言

随着网络业务量的日益增长, 网络承载的带宽需求渐渐提高。IP 技术作为承载网的必然选择, 需

要满足高带宽的传输与交换压力^[1]。为此, 大容量可扩展交换设备的设计受到越来越多的重视。目前, 业界对可扩展交换结构的研究主要集中在多级交换结构^[2], 如三级 Clos^[3]网络结构。基于 Clos 网

* 收稿日期: 2012-09-05; 修回日期: 2012-10-17

基金项目: 国家自然科学基金资助项目 (60872031); 华为基金资助项目 (YBNW201105)

Foundation Items: The National Natural Science Foundation of China (No. 60872031); Huawei Project (YBNW201105)

络的调度算法有很多,包括传统的 RD(Random Dispatching) 算法、CRRD (Concurrent Round-Robin Dispatching)^[4]算法等。但在高速、高负载量环境下,采用这类算法仍存在一些不足之处,比如 CRRD 等算法,需采取一定的仲裁策略及多次匹配过程,复杂度较高^[5],这大大影响了交换性能。

采用自寻路技术则无需复杂的仲裁机制,交换过程简单易处理。然而,自寻路交换容易造成网络内部阻塞,尤其当网络负载量增大、突发业务增多时,阻塞概率也会随之增大,网络性能随之降低。为了减少连续冲突,进一步提升网络性能,本文基于三级 Clos 交换网络,提出了一种新的高效自寻路机制。该机制通过在交换网络前端采取“信元间插”策略,保证业务被均匀地发送至网络中,大大减轻了网络内部的连续阻塞,从而减少了信元交换的端到端时延;同时,通过在第一级采取一定的负载均衡分发策略,进一步提升了网络性能。

本文第 3 节详细描述了三级 Clos 网络中的新自寻路交换机制,包括“信元间插”的具体策略、第一级交换单元的负载均衡分发方式,以及第二、三级交换单元的自寻路交换,并从理论上分析解释了“信元间插”可以提升网络性能的原因;第 4 节给出了新自寻路交换机制下的 Clos 网络性能详细测试结果,将其与传统的 CRRD 算法进行了仿真对比,进一步证明了该机制的高效性;第四节对全文进行了总结。

2 三级 Clos 交换网络架构

新自寻路交换机制下的三级 Clos 网络架构主要由流量管理模块和交换结构两部分组成,如图 1 所示。图中,IM(Input Module)表示输入级,CM(Central Module)表示中间级,OM(Output Module)表示输出级,OQ(Output Queue)表示输出端缓存队列。

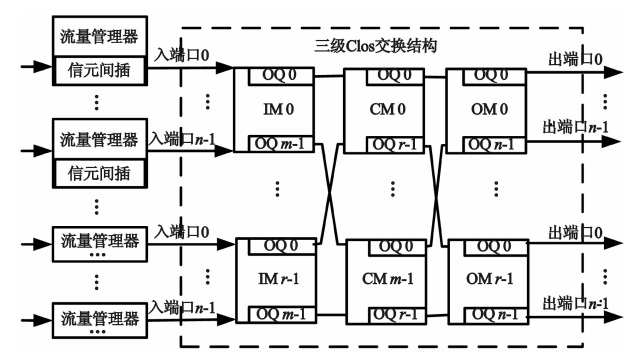


图 1 三级 Clos 交换网络架构
Fig.1 Three-stage Clos network architecture

图 1 中,流量管理模块的主要功能是将待交换业务进行“信元间插”,保证业务被均匀地发送至交换结构。

交换结构是整个网络架构的主要组成部分,它采用三级 Clos 结构,一/三级共 r 个交换单元;第二级共 m 个交换单元;第一级的每个交换单元均有 n 个输入端口;第三级的每个交换单元均有 n 个输出端口。每个交换单元的输出口处均有一定大小的缓存空间,当数据发生端口争用时,可在此处进行排队。在第一级,每个交换单元设有一组“逻辑指示器”,用来为输入端口处的数据选取合适的第二级交换单元,尽量保证第二级单元的负载均衡。到达第二级交换单元的信元,将基于自寻路技术,判断信元对应的目的模块(即第三级交换单元),然后选择相应路径交换到第三级^[6]。到达第三级交换单元的信元,将通过自寻路,选择相应的目的端口输出。

3 三级 Clos 结构中的新自寻路交换机制

目前很多交换结构采用的分组交换技术是基于信元的(Cell-Based)^[7],即对变长分组如 IP 数据包进行交换前,先切割为多个定长信元。交换结构发送一个信元的时间称为一个“时隙”。本文提出的自寻路机制中,便将采用这种基于信元的交换技术。

3.1 新自寻路交换机制中的“信元间插”策略

在对交换网络调度算法的研究中,一般会假设输入端口到所有输出端口的流量是均衡的,且输出端口的流量是均衡地来自所有的输入端口,这种业务成为均匀业务。但在实际网络环境中,可能有多个输入端口的流量是去往同一个输出端口的,此时就会出现输出端口竞争冲突现象。在竞争过程中,只有一个信元能够顺利到达对应的输出端口,其他竞争失败的信元需在交换结构的输入端或输出端进行缓冲排队,等待下一个时隙被交换。若网络负载量较大,输入端口处的连续信元较多,则可能导致长时间的流量冲突而影响交换网络性能。

新自寻路交换机制中,信元进入 Clos 交换结构参与交换之前,将首先在流量管理器中缓存,缓存一定的时间间隔后,流量管理器将对所有已缓存信元进行间插。通过“信元间插”策略,可以将每个输入端口处的连续数据包“打散”,使得目的端口相同的业务在时间轴上离散分布,然后均匀地进入交换结构,从而减少各信元在输出端口的连续冲突,减轻网

络内部阻塞,提升网络性能。

信元序列准随机化处理的方法有多种,在此采用简单的可硬件快速实现的二进制编码转换策略进行信元间插。每个输入端均有若干待交换的信元,每个信元均对应一个时隙号。对于具有同一目的端口的某连续信元分组,将其对应的所有时隙号的二进制表示逆向读出后,将得到一个新的时隙号序列。将该分组包含的所有信元分配到新的时隙位置上,即可成功地将该连续信元分组在时间轴上均匀地分散开来。下面以包含 8 个信元的交换帧为例进行说明。

图 2 表示间插前的某交换帧, A 、 B 、 C 分别表示信元的目的端口。时隙 0、1、2 中的 3 个连续信元,其目的端口均为 A ;时隙 3、4 中的两个连续信元,其目的端口均为 B ;时隙 5、6、7 中的 3 个连续信元,其目的端口均为 C 。对目的端口为 A 的连续信元分组进行分析:0 号时隙位对应的二进制表示为 000_2 ,反向读出后仍为 000_2 ,则新时隙号仍为 0;1 号时隙位对应的二进制表示为 001_2 ,反向读出后为 100_2 ,则新时隙号为 4;2 号时隙位对应的二进制表示为 010_2 ,反向读出后仍为 010_2 ,则新时隙号为 2。那么,新时隙号序列即为 0、2、4。原本处于时隙 0、1、2 上的信元 A_1 、 A_2 、 A_3 ,将被分别分配到时隙 0、2、4 上。

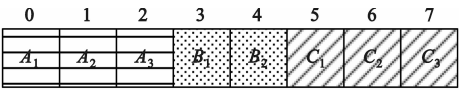


图 2 间插前的交换帧示意图
Fig.2 The frame before interleaved

根据表 1 类推, B_1 、 B_2 分别分配到时隙 1、6 上, C_1 、 C_2 、 C_3 分别分配到隙 3、5、7 上,这样每个连续分组中的信元都可被均匀分散在时间轴上。

表 1 二进制编码转换表 Table 1 Binary conversion table				
目的端口	时隙 初始值	二进制 表示	反向编码	新编码值
A	0	000	000	0
	1	001	100	4
	2	010	010	2
B	3	011	110	6
	4	100	001	1
C	5	101	101	5
	6	110	011	3
	7	111	111	7

对于任意一个连续信元分组,当判断出它的新时隙号序列后,会将原分组包含的所有信元一一顺

序地分配到新时隙中。因此,某连续信元分组经间插后,虽然信元不再连续,但该分组包含的所有信元并不乱序,即先后顺序依然不变。间插后的交换帧如图 3 所示。可以看出,经过间插后,尽量保证了相邻信元的目的端口不同。

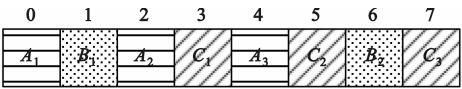


图 3 间插后的交换帧示意图
Fig.3 The frame after interleaved

业务经过信元间插后才能进入交换结构参与交换,交换时长称为一个“交换周期”,记为 $T_{\text{Switching}}$ 。在该 $T_{\text{Switching}}$ 时间的交换过程中,流量管理器仍然不断地接收前端业务请求,并将它们进行缓存,待该次交换过程结束,便可对新缓存好的业务进行间插,进入下一次交换。一般来讲,业务的间插所用的时间相对于整个处理过程来说是很短的。在一个交换周期中未能交换完成的业务将在下一个交换周期中继续交换,将每个交换周期平均分成多个时隙。从整体上看,交换结构逐时隙地进行交换调度。

3.2 “信元间插”策略的理论分析

本节将从理论上解释“信元间插”策略可以减少流量冲突的原因。

图 4 为一个 $N \times N$ (N 表示输入/输出端口总数, $N \geq 2$) 的交换网络,“IP”表示输入端口 (Input Port);“OP”表示输出端口 (Output Port);“ t ”表示第 t 个时隙; $m(n)$ 表示该处有 $m(n)$ 个连续信元。

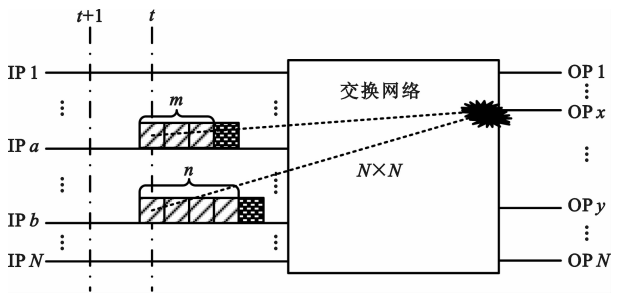


图 4 交换网络中的冲突示意图
Fig.4 Conflicts in switching network

图 4 中,在任意“ t ”时隙,任意两个输入端口 a 和 b 处的信元目的端口均为 x ,那么此时,OP“ x ”处即会产生冲突。假设在“ t ”时刻,输入端口 a 处的当前数据包连续长度为 m 个信元($m \geq 1$),入端口 b 处当前的数据包连续长度 n 个信元($n \geq 1$)。在“ $t + 1$ ”时隙,事件“输入端口 a 和 b 处的信元再次基于

输出端口‘x’产生冲突”相当于“入端口 a 处的数据包连续长度 L_a ,在这段时间内需满足 $L_a \geq m + 1$;且入端口 b 处的数据包连续长度 L_b ,在这段时间内需满足 $L_b \geq n + 1$ ”。

不同输入端口的数据产生情况,可以被认为是相互独立的事件。因此,事件“输入端口 a 和 b 处的信元在 $t + 1$ 时隙再次基于输出端口‘x’产生冲突”的概率 P 可以表示为

$$P = p_{L_a \geq m + 1} \times p_{L_b \geq n + 1} \tag{1}$$

下面,我们将对交换网络是否采用“信元间插”这两种情况进行对比分析。

(1)直接交换:即未预先采用“信元间插”策略。业务到来并被切割为信元后,交换网络会根据其目的端口,直接发送。若发生冲突,信元将排队输出。

从长期看来,每个输入端口处产生的数据包长度 L 可以看作是服从 (μ, σ) 的正态分布 ($L > 0, \mu$ 为数据包长度 L 的均值)。

正态分布概率密度函数为

$$f(x) = \frac{1}{\sqrt{2\pi\sigma}} e^{-\frac{(x-\mu)^2}{2\sigma^2}} \tag{2}$$

正态分布的累积分布函数为

$$F(x) = \frac{1}{\sqrt{2\pi\sigma}} \int_{-\infty}^x e^{-\frac{(x-\mu)^2}{2\sigma^2}} dx \tag{3}$$

由正态分布曲线的对称性可知

$$\frac{1}{\sqrt{2\pi\sigma}} \int_{-\infty}^{\mu} e^{-\frac{(x-\mu)^2}{2\sigma^2}} dx = \frac{1}{\sqrt{2\pi\sigma}} \int_{\mu}^{+\infty} e^{-\frac{(x-\mu)^2}{2\sigma^2}} dx = \frac{1}{2} \tag{4}$$

在上述理论基础上,事件“输入端口 a 和 b 处的信元在 $t + 1$ 时隙再次基于输出端口‘x’产生冲突”的概率 $P_{\text{DirectSwitching}}$ 满足:

$$\begin{aligned} P_{\text{DirectSwitching}} &= P_{L_a \geq m + 1} \times P_{L_b \geq n + 1} = \\ &= \left(\frac{1}{\sqrt{2\pi\sigma}} \int_{m+1}^{+\infty} e^{-\frac{(x-\mu)^2}{2\sigma^2}} dx \right) \times \\ &= \left(\frac{1}{\sqrt{2\pi\sigma}} \int_{n+1}^{+\infty} e^{-\frac{(x-\mu)^2}{2\sigma^2}} dx \right) = \\ &= \left(\frac{1}{\sqrt{2\pi\sigma}} \int_{m+1}^{\mu} e^{-\frac{(x-\mu)^2}{2\sigma^2}} dx + \frac{1}{2} \right) \times \\ &= \left(\frac{1}{\sqrt{2\pi\sigma}} \int_{n+1}^{\mu} e^{-\frac{(x-\mu)^2}{2\sigma^2}} dx + \frac{1}{2} \right) \end{aligned} \tag{5}$$

显然,如果 $m < \mu, n < \mu$,那么

$$\frac{1}{\sqrt{2\pi\sigma}} \int_{m+1}^{\mu} e^{-\frac{(x-\mu)^2}{2\sigma^2}} dx + \frac{1}{2} \geq \frac{1}{2} \tag{6}$$

$$\frac{1}{\sqrt{2\pi\sigma}} \int_{n+1}^{\mu} e^{-\frac{(x-\mu)^2}{2\sigma^2}} dx + \frac{1}{2} \geq \frac{1}{2} \tag{7}$$

也就是说,在某时刻“t”,只要入端口 a 处的当前数

据包连续长度 L_a 和入端口 b 处的当前数据包连续长度 L_b 的值尚未到达 μ ,那么,在下一个时隙“ $t + 1$ ”,这两个端口基于出端口“x”再次产生冲突的概率满足 $P_{\text{DirectSwitching}} \geq 1/4$ 。

(2)“信元间插”后再交换:即数据被发送至交换网络之前,需预先对其进行“信元间插”。输入端口处的数据包经过“信元间插”后,可以被认为是离散分布的。即每个时隙每个信元之间是相互独立的,每个信元的目的端口 OP 为“x”的概率均为 $1/N$ 。这种情况下,事件“入端口 a 和 b 处的信元在 $t + 1$ 时隙再次基于输出端口‘x’产生冲突”的概率 $P_{\text{CellInterleaved}}$ 满足:

$$P_{\text{CellInterleaved}} = \left(\frac{1}{N}\right)^{m+1} \times \left(\frac{1}{N}\right)^{n+1} \tag{8}$$

由于 $N \geq 2$,且 $m \geq 1, n \geq 1$,因此 $P_{\text{CellInterleaved}} \leq 1/16$ 。当 N 增大时, $P_{\text{CellInterleaved}}$ 将更小。

通过以上对比分析可知, $P_{\text{CellInterleaved}} < P_{\text{DirectSwitching}}$ 。也就是说,在任意“t”时隙,任意两个输入端口 a 和 b 处的信元基于目的端口“x”产生了冲突,那么经过“信元间插”后,在下一个时隙“ $t + 1$ ”,这两个入端口的信元再次在出端口“x”处产生冲突的可能性远小于不采用“信元间插”下的情况。因此,若不采用“信元间插”策略,交换结构输出端口处会由于这种连续的冲突,而导致信元长时间排队,内部阻塞增多,尤其是在网络负载量较大的环境下,会导致信元的端到端交换时延大大增加。

3.3 第一级交换单元中的“负载均衡分发”

信元经间插后,交换结构会逐时隙读取输入端口处的信元。在某一时隙下,某输入级交换单元的所有输入端口处的信元,按照目的模块的不同,将被视为属于不同的业务流^[8]。每个第一级交换单元均设有一组“逻辑指示器”,用来指示该单元入端口处的信元应选择的输出端口。分发过程如图 5 所示。

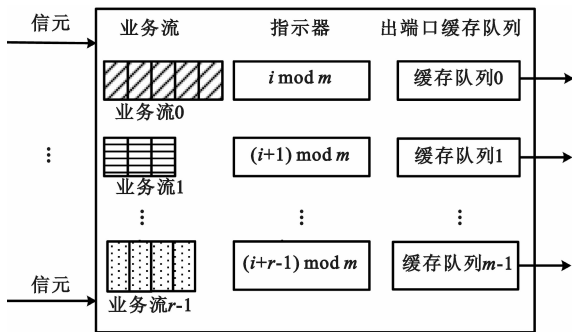


图 5 第一级交换单元内部示意图

Fig.5 The first-stage switching unit

信元进入第一级后,交换单元首先判断该信元所属业务流,然后查询该业务流对应的指示器数值,最后将该信元发往指示器对应的输出端口处进行排队输出。每处理完一个信元,指示器数值加一,并基于该交换单元输出端口总数做取模运算。

在每个周期的初始时刻,该交换单元中所有指示器的值都将进行一次初始化处理,不同指示器的初始值是不同的:第一级模块 i 中,业务流 j 对应的指示器初始值为 $(i + j) \bmod m$ 。其中, i 为该第一级交换单元的编号($0 \leq i \leq r - 1$, r 为第一级交换单元总数); j 为业务流编号($0 \leq j \leq r - 1$, r 为第一级交换单元总数); m 为一个第一级交换单元的输出端口总数(即中间交换单元总数)。

第一级的信元按照指示器选取输出端口后,相当于选取好了第二级交换单元。采用这样的分发策略可以在一定程度上保证第二级交换单元的负载均衡。

3.4 第二/三级交换单元中的“自寻路交换”

第二级和第三级交换单元的每个输出端口处均有一个缓存队列。到达第二级交换单元的信元,将采用自寻路技术,即首先判断信元将去往的目的模块(即第三级交换单元),然后选取对应的出端口缓存队列,排队交换到第三级。第三级交换单元对于到来的信元,将基于自寻路方式,首先判断信元将去往的目的端口,然后选取对应的缓存队列排队输出。

4 仿真分析

基于本文第 3 节描述的新自寻路交换机制,我们利用 C++ 语言对图 1 所示的三级 Clos 交换网络架构进行了多种配置下的仿真。

注意:仿真中的分组长度等参数设置并不完全代表真实网络情况,只是为了突出算法的性能而选取的特殊值,但这并不影响对新机制性能本身的考察。仿真结果中的时延指信元进入交换网络第一级,到离开交换网络第三级所用的时间,时间计量单位为“时隙”,一个信元对应一个时隙。

(1)本部分对是否预先采用“信元间插”策略的三级 Clos 网络时延性能进行仿真对比。

仿真基本配置如下:网络规模为 $m = n = r = 8$; 分组长度以 1 024 byte 为均值正态分布,定长信元长度为 64 byte,一个交换周期包含 2 048 个时隙,即将每 2 048 个信元作为一帧;负载量为 10% ~ 98%。

图 6 给出了两种情况下的信元平均网络时延随

网络负载量的变化曲线。可以看出,在预先经过信元间插处理的情况下,信元平均时延明显减小。这正是由于“将业务打散再分发”这种处理策略使得前端信元在交换周期中离散分布,大大减少了网络内部阻塞,从而保证了流信元端到端的低时延交换。

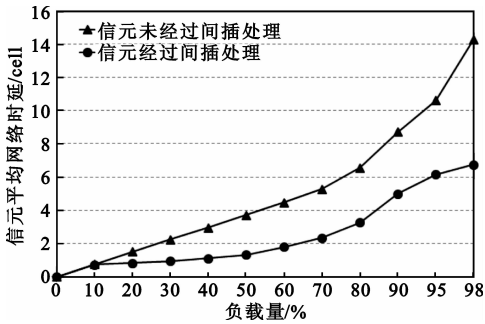


图 6 新自寻路机制中“信元间插”对网络时延的影响
Fig.6 Average delay with and without “cell interleaving” in the new self-routed switching scheme

(2)本部分通过改变分组的平均长度(即信元的平均连续长度),考察了新自寻路交换机制在分组平均长度不同情况下,信元平均网络时延随负载量的变化情况。

分组长度分别以 512 byte 和 1 024 byte 为均值正态分布,其余配置与(1)相同。通过图 7 可以得知,当分组长度变化,新的自寻路交换方式仍能较好地将业务均匀分散开来。

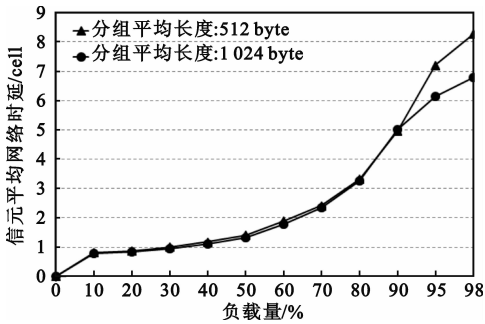


图 7 新自寻路机制中分组长度对平均网络时延的影响
Fig.7 Average delay under different configurations of packet length in the new self-routed scheme

(3)第 3 节中指出,“交换周期”的大小是可配置的。当分组平均长度一定时,“交换周期”大小不同,信元平均网络时延也不同。本部分考察了“交换周期”的设置对网络时延的影响。

交换周期分别设为 512、1 024、2 048、4 096 个时隙,即分别以每 512、1 024、2 048 或 4 096 个信元为一个交换帧,其余参数配置与(1)相同。

图 8 给出了不同交换帧长度下的信元平均网络

时延随负载量的变化曲线。可以看出,当交换帧长度增大时,信元平均网络时延逐渐增大。负载率在 90% 以上时尤为明显。通过进一步仿真研究可以得知,这主要是由交换结构第三级的时延引起的:交换帧长度越长,在同一时隙下不同输入端口处的信元,它们的输出端口相同的概率也会越大。

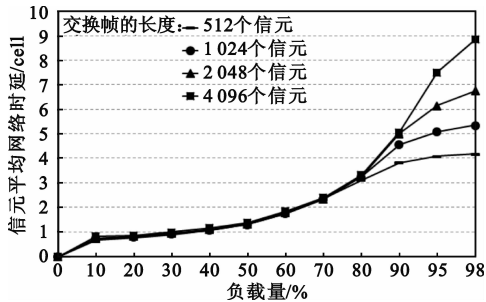


图 8 新自寻路机制中“交换帧”长度对平均网络时延的影响
Fig.8 Average delay under different configurations of switching frame length in the new self-routed scheme

(4)为了进一步体现新自寻路机制对网络性能的影响,本部分将其与传统的 CRRD 算法进行了对比。
仿真配置如下:

“CRRD”: $m = n = r = 8$ 。分组长度以 1 024 byte 为均值正态分布,定长信元长度为 64 byte,匹配迭代次数为 1,网络负载量为 10% ~ 98%。

“新自寻路交换机制”: $m = n = r = 8$ 。分组长度以 1 024 byte 为均值正态分布,定长信元长度为 64 byte,一个交换周期包含 2 048 个时隙,每 2 048 个信元被看做一个交换帧,然后进行信元间插;网络负载量为 10% ~ 98%。

图 9 给出了两种机制下,交换网络中的信元平均时延随负载量的变化。对比可以看出,新自寻路交换机制下,交换结构中的信元时延性能相比于 CRRD 有明显优势(注意:为了更好显示对比结果,曲线图采用了半对数坐标,即纵坐标采用了基数为 10 的对数刻度,横坐标仍为普通的等距刻度)。

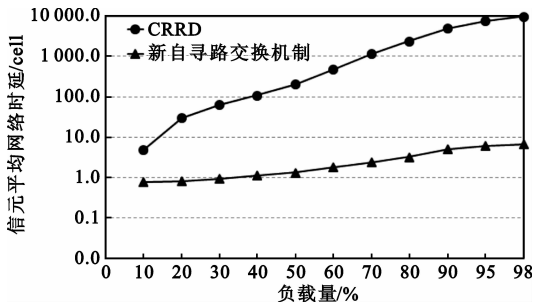


图 9 CRRD 和新自寻路机制下的信元平均网络时延
Fig.9 Average delay of CRRD and the new self-routed scheme

5 结束语

多级交换网络调度算法的设计会直接影响网络性能,因此对大容量调度算法的研究是很有必要的。本文提出的新自寻路交换机制可通过在交换网络前端采取“信元间插”策略,重新为信元合理分配时隙,大大减轻网络内部的连续冲突;同时通过在第一级设置逻辑指示器,为不同的业务流选取合适的交换单元,一定程度上保证了第二级负载均衡。

理论分析和仿真实验表明,在平均分组长度或交换帧长度变化的情况下,新自寻路交换机制均有良好的网络时延表现。相比于 CRRD 等传统交换调度算法,该机制在网络性能上优势明显。新自寻路交换机制中的“信元间插”策略,不仅可以应用于三级 Clos 交换网络,对其他多级交换网络的工程实践同样具有一定的参考价值。

本文提出的交换机制是通过间插将输入端的业务在“时间轴”上打散,那么是否可以用类似的思想,通过将业务在“空间”上均匀打散来减少网络冲突,获得较好的网络性能,这可以作为下一步的研究方向。

参考文献:

[1] 戴晓慧. 对十二五期间信息通信业发展的思考[EB/OL]. 2010-12-22[2012-09-04]. www.ccidcom.com/html/yaowen/201012/22-12/2044.htm.
DAI Xiao-hui. Reflections on the development of information and communication industry during the second five[EB/OL]. 2010-12-22[2012-09-04]. www.ccidcom.com/html/yaowen/201012/22-12/2044.htm. (in Chinese)

[2] Chao H J, Park J, Artan S, et al. True Way: a highly scalable multi-plane multi-stage buffered packet switch. Workshop on High Performance Switching and Routing [C]// Proceedings of 2005 IEEE Workshop on High Performance Switching and Routing. Hong Kong: IEEE, 2005.

[3] Clos C. A study of non-blocking switching networks[J]. Bell System Tech Journal, 1953, 32(2): 406-424.

[4] Pun K, Hamdi M. Dispatching schemes for Clos network switches[J]. Computer Networks, 2004, 44(5): 667-679.

[5] Lei Wen, Xu Du. Asynchronous credit-based scheduling scheme for a multi-stage network[C]//Proceedings of 2005 International Conference on Communications, Circuits and Systems. Hong Kong: IEEE, 2005: 668-672.

[6] 李辉,王秉睿,黄佳庆,等. 负载均衡自路由交换结构[J]. 通信学报, 2009, 30(5): 1-8.
LI Hui, WANG Bing-rui, HUANG Jia-qing, et al. Load-balanced self-routing switching structure[J]. Journal on Communications, 2009, 30(5): 1-8. (in Chinese)

[7] Ganjali Y, Keshavarzian A, Shah D. Input Queued Switches: Cell switching vs. packet switching[C]//Proceedings of the Twenty-Second Annual Joint Conference on Computer and Communications. [S.l.]:IEEE, 2003:1651 – 1658.

[8] Smiljani A. Rate and delay guarantees provided by Clos packet switches with load balancing[J]. IEEE/ACM Transactions on Networking, 2008, 16(1):170 – 181.

作者简介:

倪 杰(1990—),女,江苏淮安人,2010 年于电子科技大学获学士学位,现为硕士研究生,主要研究方向为通信网络技术;

NI Jie was born in Huai'an, Jiangsu Province, in 1990. She received the B. S. degree from University of Electronic Science and Technology of China in 2010. She is now a graduate student. Her

research concerns communication network technology.

Email:wmjanet@163.com

张子为(1991—),男,四川成都人,主要研究方向为网络交换技术;

ZHANG Zi-wei was born in Chengdu, Sichuan Province, in 1991. His research concerns network switching technology.

陈志云(1977—),男,四川成都人,华为技术有限公司工程师;

CHEN Zhi-yun was born in Chengdu, Sichuan Province, in 1977. He is now an engineer.

许 都(1968—),男,四川成都人,教授,主要从事路由体系结构和高速网络设备研究。

XU Du was born in Chengdu, Sichuan Province, in 1968. He is now a professor. His research concerns router architecture and high-speed networking equipment.

关于征集《电讯技术》封面设计的通知

《电讯技术》是由工业和信息化部主管、中国西南电子技术研究所主办的综合性电子信息专业学术刊物,为全国中文核心期刊。为了更好地树立期刊形象,打造知名品牌,拟从 2013 年 1 月起采用全新的封面。为此,编辑部现面向社会公开征集封面设计方案(创意)和样例。

- 一、具体要求
- (1)整体封面设计要求庄重简洁、美观大方、醒目突出、色彩搭配合理,具有较强的视觉冲击力,务必注意体现本刊学术性;
 - (2)刊名字体、风格可以重新设计,但应庄重、朴素;
 - (3)封面包括的主要内容:中、英文刊名,期刊 ISSN 号、CN 号、CODEN 号,期刊重要获奖、收录信息,期刊年、卷、期,期刊主办单位信息,条码等,可参见本刊目前使用的封面;
 - (4)封面成品标准尺寸为 A4,但设计时应考虑裁切线、出血等因素;
 - (5)提供的方案应说明清楚、无歧义,提供样例为 jpg 或 tif 格式,图片应清晰。

二、征集时间及奖项设置

本次征集活动从通知发布之日起至 2012 年 12 月 10 日止(以邮戳或电子邮件发送时间为准),编辑部将在收到设计方案或样例后组织进行评审,并评选出拟采用方案或样例,并支付酬金(税前)3000 元;同时,向获奖作者颁发证书。凡参与者均会获赠纪念品。

- 三、特别声明
- (1)本次活动不收任何费用;
 - (2)所有应征作品必须保证设计的原创性,不得有知识产权争议;一经发现侵犯他人著作权行为,将取消其应征资格,所有法律责任由应征者本人承担,《电讯技术》编辑部不承担任何责任;
 - (3)所有应征者必须使用真实姓名(使用时署名由应征者自行决定),否则将无法领取奖金。应征作品的递交视为应征者同意如其作品入围,其著作权(所有权、使用权、修改权、组合权、传播权等)均归《电讯技术》编辑部所有,编辑部向获奖作品作者支付承诺的酬金,不再向其支付其他费用;《电讯技术》编辑部有权对此设计创意进行修改及沿用;
 - (4)应征者在被通知入围获奖后,须提交身份证复印件,并与《电讯技术》编辑部签订《著作权转让承诺函》;
 - (5)若不同应征者所提供的作品出现雷同且该作品入选活动奖项时,《电讯技术》编辑部将根据邮戳时间或电子邮件抵达时间先后确定最终获奖者;
 - (6)所有应征作品一律不退,请自留底稿;未经采用者,恕不另行通知;
 - (7)凡应征者均被视为认可本声明内容;
 - (8)《电讯技术》编辑部保留本活动最终解释权。

方案或样例请通过电子邮件发送到:dxjs@china.com,或寄送到:四川省成都市营康西路 85 号《电讯技术》编辑部(邮编:610036),联系电话:028-87555632,应征者应告知详细联系方式和通讯地址,以便及时联系和汇寄酬金。

我们期待您的积极参与!