



**UNIVERSIDADE SALVADOR – UNIFACS  
NÚCLEO DE PESQUISA INTERDEPARTAMENTAL EM REDES DE  
COMPUTADORES (NUPERC)  
MESTRADO EM REDES DE COMPUTADORES**

**MARCOS PORTNOI**

**CR-LDP: ASPECTOS E FUNCIONAMENTO**

**Salvador – BA  
2005**

# CR-LDP: ASPECTOS E FUNCIONAMENTO\*

Marcos Portnoi\*\*

Orientador: Prof. Joberto Sergio Barbosa Martins\*\*\*

## Resumo

Este artigo descreve as características do protocolo CR-LDP (*Constraint-Route Label Distribution Protocol*), usado em conjunto com o protocolo MPLS, para estabelecimento de rotas para as quais critérios como largura de banda e roteamento explícito são considerados, permitindo a manutenção de Qualidade de Serviço e Engenharia de Tráfego dentro de um domínio MPLS.

## Abstract

This paper describes the CR-LDP protocol (Constraint-Route Label Distribution Protocol), which is used within MPLS networks in order to establish paths where constraints (such as available bandwidth, peak rate) are taken into consideration. That allows support for QoS and Traffic Engineering into MPLS domains.

**Palavras-Chave:** CR-LDP, LDP, MPLS, qualidade de serviço (QoS), engenharia de tráfego.

**Keywords:** CR-LDP, LDP, MPLS, quality of service (QoS), traffic engineering.

---

\* Artigo elaborado para a disciplina Qualidade de Serviço em Redes de Computadores no Mestrado em Redes de Computadores pela Universidade Salvador – UNIFACS.

\*\* Mestrando em Redes de Computadores e Engenheiro Eletrônico pela Universidade Salvador – UNIFACS, onde também é Professor do Departamento de Engenharia e Arquitetura.

\*\*\* Doutor (PhD) em Ciência da Computação pela Université Pierre et Marie Curie, MSc em Engenharia Eletrônica pela Netherlands University Foundation (NUFFIC) e Engenheiro Eletrônico pela Universidade Federal da Paraíba (UFPb), Professor e chefe do Núcleo de Pesquisa Interdepartamental em Redes de Computadores (NUPERC) e do Núcleo de Pesquisa e Projetos em Educação à Distância (NUPPEAD) da Universidade Salvador - UNIFACS.

## Introdução

As redes de computadores são praticamente ubíquas, ao permitir que um sistema computacional torne-se muito mais flexível e poderoso, ao interagir com outros computadores, do que se funcionasse solitariamente. As redes têm na Internet seu exemplo mais vistoso. Esta grande rede de redes é fator de convergência para uma série de aplicações, desde entretenimento, a ensino e comércio de produtos. Estas aplicações, dependendo de sua natureza, exigem um certo tipo de comportamento da rede, de modo que funcionem a contento. Ou seja, a rede deve prover tratamento adequado a serviços diferenciados, cada qual com seus requerimentos de qualidade.

O suporte à Qualidade de Serviço (QoS) é imprescindível para que a Internet possa evoluir e integrar redes multisserviços. Qualidade de Serviço pode ser definida como requisitos das aplicações, para os quais determina-se que alguns parâmetros (como atraso, vazão, perdas, etc.) estejam dentro de limites definidos [1]. Compete aos componentes e equipamentos da rede garantir a QoS.

Uma das áreas de estudo de QoS envolve a Engenharia de Tráfego usando MPLS (*MultiProtocol Label Switching* – Comutação por Rótulos Multiprotocolo) [2]. Este artigo pretende abordar a arquitetura baseada em CR-LDP (*Constraint-based Routing Label Distribution Protocol* – Protocolo de Distribuição de Rótulos com Roteamento baseado em Restrições) para MPLS, descrevendo seu funcionamento, características e outros aspectos relevantes.

É interessante observar que, conforme publicado na RFC 3468 [3] em fevereiro de 2003, o grupo de trabalho de MPLS do IETF (*Internet Engineering Task Force*) decidiu abandonar os trabalhos em cima do desenvolvimento do CR-LDP a fim de concentrar esforços no protocolo RSVP-TE (*Resource Reservation Protocol – Traffic Engineering* –

Protocolo de Reserva de Recursos com Engenharia de Tráfego) como o protocolo de sinalização para aplicações de Engenharia de Tráfego com MPLS. Assim, o presente artigo reveste-se de objetivo puramente acadêmico, uma vez que uso prático do CR-LDP torna-se inviável frente ao consenso em preferência ao RSVP-TE tomado pelo IETF.

## MPLS: Visão Geral

Um dos objetivos fundamentais do protocolo MPLS é otimizar o desempenho dos roteadores envolvidos em comutação dos pacotes IP. Esta melhora é conseguida evitando a consulta, por parte dos roteadores, nas extensas tabelas de rotas para cada pacote IP comutado. O MPLS encaminha os pacotes baseado em pequenos rótulos (*labels*) que são anexados ao cabeçalho destes mesmos pacotes. Estruturalmente, o MPLS situa-se entre as camadas de enlace e a camada de rede (Figura 1). Um domínio de rede funcionando sob MPLS pode encaminhar os pacotes IP de maneira transparente e inclusive outros pacotes já etiquetados com *labels* MPLS oriundos de outros domínios de rede MPLS, característica esta chamada de *empilhamento de rótulos*.

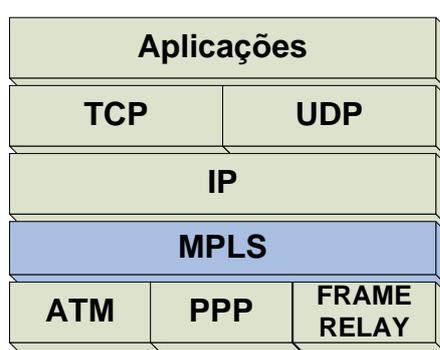


Figura 1: Pilha de Protocolos de Rede com MPLS.

O ganho de desempenho no trabalho de encaminhamento é especialmente sensível em roteadores com baixa capacidade de processamento. Entretanto, roteadores de alto poder de processamento não são minoria e, devido à evolução tecnológica do hardware, tendem a se

tornar ubíquos. Estes roteadores, que chegam a rotear na ordem de milhões de pacotes por segundo, apresentam boa velocidade no encaminhamento dos pacotes, mesmo consultando tabelas comuns de números IP. Assim, o foco de interesse do MPLS desloca-se do encaminhamento puro e simples para a possibilidade de, através deste protocolo, implementar Engenharia de Tráfego (TE – *Traffic Engineering*) para a rede.

A operação básica do MPLS pode ser resumida conforme segue:

- As rotas dentro do domínio MPLS são previamente estabelecidas através de um protocolo de roteamento, como o OSPF (*Open Shortest Path First* – Abrir Rota mais Curta Primeiro) ou BGP (*Border Gateway Protocol* – Protocolo de Gateway de Borda). O MPLS utilizará estas rotas para criar os LSP (*Label Switched Paths* – Rotas de Comutação de Rótulos).
- Os roteadores da borda do domínio MPLS recebem o nome de LER – *Label Edge Routers*. Os roteadores de núcleo do domínio são denominados LSR – *Label Switched Routers* (Roteadores Comutados por Rótulos).
- Um novo pacote IP adentra o domínio MPLS através de um LER. O domínio confere a este pacote uma classe FEC (*Forward Equivalent Class* – Classe Equivalente de Encaminhamento). Grupos de pacotes pertencem a uma determinada FEC de acordo com algum parâmetro, como mesmo destino, mesma classe QoS, mesma interface de entrada, etc.
- Um algoritmo de distribuição de rótulos é então executado, de forma a estabelecer uma LSP associada à FEC. Cada roteador, começando pelo LER, requisita do próximo um rótulo a fim de marcar o pacote a ser encaminhado. Ao final da execução do algoritmo de distribuição de rótulos, cada roteador

terá construído uma tabela associando FECs a rótulos e interfaces de entrada e saída. Esses algoritmos de distribuição de rótulos podem ser, por exemplo, o LDP (*Label Distribution Protocol* – Protocolo de Distribuição de Rótulos, o mais simples), o CR-LDP, o RSVP-TE.

- Um LSR, ao receber um pacote, lerá o rótulo afixado a este pacote e consultará a tabela de rotas MPLS. Obterá a novo rótulo para marcar o pacote, e assim o roteador retirará o rótulo recebido a fim de substituí-la pela novo rótulo. O próximo LSR da rota LSP receberá o pacote, identificará o caminho através do rótulo a ele afixado, substituirá pelo rótulo constante em sua tabela e assim por diante, até que o último LER seja atingido. O rótulo MPLS é então retirado e o pacote é encaminhado convencionalmente [4].

Em sua concepção tradicional, as redes baseadas em IP funcionam sob o mecanismo de “melhor esforço” (*best effort* ou BE). Neste modo, os pacotes são encaminhados para seu destino conforme for possível pela rede, sem quaisquer garantias de atraso, largura de banda, variação do atraso (*jitter*) ou mesmo que efetivamente irão atingir o destino. O MPLS, em combinação com o CR-LDP, oferece como ferramenta de TE a capacidade de estabelecer rotas onde restrições ou requerimentos de recursos são levados em conta [2].

## **Roteamento Baseado em Restrições ou Requerimentos**

O estabelecimento de rotas dentro de um domínio, através de protocolos como o OSPF e RIP (*Routing Information Protocol* – Protocolo de Informações de Roteamento), é feito baseado num algoritmo que otimiza ou minimiza uma métrica particular. No RIP, por exemplo, a métrica é o número de saltos (*hops*) ou nós. O RIP usa o algoritmo Bellman-Ford para computar, dentre vários caminhos, aquele que possui o menor número de nós ou *hops*. Para o OSPF, a métrica é estabelecida administrativamente, ou seja, o administrador ou

gerente da rede estabelece, para cada enlace, a métrica de desejo. O OSPF, então, recorre ao algoritmo Dijkstra a fim de calcular uma rota que minimize a métrica definida, sendo que a métrica total é a soma das métricas individuais de cada enlace, definidas pelo administrador da rede [5].

O roteamento baseado em restrições pode ser assim formalmente definido [5]. Considere-se uma rede representada por um grafo  $(V, E)$ , onde  $V$  é o conjunto de nós e  $E$  é o conjunto de enlaces interconectando estes nós. Associado a cada enlace existe um número de atributos. Para cada par de nós no grafo, há um conjunto de restrições que têm de ser satisfeitas pela rota desde o primeiro nó do par até o segundo. Este conjunto de restrições é expresso em termos de atributos dos enlaces, normalmente conhecido apenas pelo primeiro nó do par. O objetivo do roteamento baseado em restrições é computar um caminho ou rota de um certo nó a outro, de modo que a rota não viole as restrições e seja ótima em relação a alguma métrica. Assim que a rota é computada, o roteamento baseado em restrições é responsável por estabelecer e manter o encaminhamento através da rota.

Os algoritmos convencionais de roteamento IP almejam encontrar rotas que minimizem ou otimizem uma certa métrica escalar (como, por exemplo, o número de saltos). O roteamento baseado em restrições busca encontrar uma rota que otimize uma certa métrica e, ao mesmo tempo, não viole um conjunto de restrições. É esta característica de encontrar uma rota que obedeça a um conjunto de restrições que distingue o roteamento convencional IP do roteamento baseado em restrições.

Um tipo de restrição pode ser a manutenção de certas características de desempenho, como, por exemplo, encontrar uma rota que mantenha uma certa largura de banda mínima disponível. A rota computada deve, pois, possuir a quantidade de banda mínima em todos os enlaces ao longo do caminho. Observar que cada rota estabelecida dentro de uma rede pode

ter restrições diferentes de largura de banda (aliás, pode ter um conjunto de restrições completamente diferente de outras rotas na mesma rede).

Uma restrição pode também ser do tipo administrativa. Certos tipos de tráfego podem ser impedidos de atravessar enlaces específicos na rede, por medidas de segurança ou gerencial. Tais enlaces a serem excluídos seriam identificados por um atributo particular. O algoritmo então terá de computar uma rota que não inclua nenhum dos enlaces com o atributo particular. Da mesma maneira, é possível estabelecer restrições de modo que certo tipo de tráfego flua somente por um certo conjunto de enlaces. Finalmente, restrições de desempenho podem ser combinadas com restrições de natureza administrativa.

Os algoritmos convencionais de roteamento IP não suportam requerimentos de restrições. Basicamente, o roteamento baseado em restrições exige o cômputo da rota na origem. As restrições para um mesmo destino podem variar conforme as diferentes origens, e as restrições associadas a uma determinada origem (ou roteador de origem) são conhecidas somente por aquele roteador de origem, e não por outros roteadores na rede. No roteamento convencional IP, as rotas são calculadas de uma maneira distribuída por todos os roteadores da rede, e não consideram restrições de diferentes origens (mesmo porque, estas restrições são locais, não estando distribuídas por todos os roteadores da rede).

Outro motivo pelo qual o roteamento convencional IP não suporta restrições é o fato de que o roteamento por restrições requer rotas explícitas (*source routing*) ou rotas definidas pela origem. O roteamento convencional IP usa o paradigma de encaminhamento baseado no destino. Ainda que o IP contenha um mecanismo de rota explícita, através da utilização do campo *options* no pacote IP para *strict source routing* ou *loose source routing*, este não é suficiente para os objetivos do roteamento por restrições.

Mais ainda, uma vez que o cálculo da rota na origem deve considerar os dados dos atributos associados a cada enlace particular na rede, é necessário distribuir estas informações pela rede. O protocolo OSPF, por exemplo, somente distribui informações acerca do estado e métrica do enlace, e o protocolo RIP (protocolo de vetor de distância) distribui somente o endereço do próximo nó e sua distância. Assim, há que se estender ou criar um novo protocolo que implemente mecanismos a fim de distribuir informações acerca dos atributos extras associados aos enlaces [5].

### **Componentes do Roteamento Baseado em Restrições**

Um algoritmo ou protocolo de roteamento baseado em restrições deve, portanto, possuir um número de funções adicionais de modo a funcionar a contento.

A habilidade de computar uma rota na origem de modo a minimizar uma certa métrica e considerando restrições (que é a primeira função adicional) requer que a origem tenha acesso a todas as informações necessárias a tal cálculo. Estas informações estão em parte disponíveis localmente e em parte residentes em outros roteadores na rede. Estas informações reúnem as várias restrições dos vários caminhos originados daquele roteador, bem como dados sobre a topologia da rede e atributos associados aos enlaces. Assim, a segunda função adicional é a capacidade de distribuir estas informações sobre topologia e atributos pela rede.

O encaminhamento, uma vez definida a rota, requer que os pacotes sigam a rota pré-determinada. Assim, a terceira função adicional é o suporte a roteamento explícito (*source routing*).

A quarta função adicional é a capacidade de reservar recursos e alterar os valores dos atributos associados aos enlaces, como resultado do uso de certas características dos enlaces pelos tráfegos de rede. Por exemplo, se a largura de banda mínima disponível for uma das

restrições usadas para o estabelecimento da rota, o estabelecimento desta rota deve pois reduzir o valor da largura de banda total disponível nos enlaces utilizados (e também reservar a largura de banda para o tráfego em questão). A redução do valor da largura de banda disponível significa alterar o valor dos atributos associados a largura de banda nos enlaces utilizados, e portanto o algoritmo ou protocolo de roteamento baseado em restrições deve poder fazê-lo.

### **Protocolo LDP (*Label Distribution Protocol*) – Síntese**

Oferece-se aqui uma breve sinopse do protocolo LDP. Uma descrição mais profunda do seu funcionamento e características pode ser obtida em [6].

O objetivo principal do protocolo LDP é distribuir rótulos (*labels*) pelo domínio MPLS. A arquitetura MPLS não especifica um único protocolo para distribuição de rótulos, portanto vários protocolos foram propostos ou estendidos a fim de perfazer essa função. O LDP é um desses protocolos, um conjunto de procedimentos e mensagens através das quais os LSRs constroem LSPs pela rede MPLS, mapeando informações de roteamento da camada de rede diretamente para os caminhos de camada de enlace. As LSPs podem terminar num roteador imediatamente vizinho (quando então a LSP assemelha-se ao encaminhamento tradicional IP), ou pode terminar num nó de saída da rede, desta maneira permitindo a comutação de pacotes através de todos os nós intermediários.

O LDP associa uma FEC a cada LSP criada. A FEC associada a uma LSP mapeia pacotes específicos a esta LSP. Cada LSR “comuta” ou permuta rótulos recebidos (associados a uma FEC, e contidos dentro de um pacote) para o rótulo designado para o próximo nó de rede, de acordo com a FEC associada.

Mais detalhes sobre a arquitetura MPLS podem ser consultadas em [7]. Assumir-se-á, ao longo deste artigo, que o leitor possui familiaridade com esta arquitetura e com o protocolo LDP.

## **O Protocolo CR-LDP (*Constraint-based Routing Label Distribution Protocol*)**

O CR-LDP é um protocolo de sinalização que permite o estabelecimento de rotas explícitas com parâmetros de QoS associadas a estas. Estes caminhos, chamados CR-LSPs, são similares aos LSPs do LDP, com a diferença de que, enquanto os LSPs estabelecidos pelo LDP assim o são baseados em informações de tabela de rotas, as CR-LSPs são calculadas a partir de um ponto na fronteira ou borda da rede, levando em conta vários critérios em adição à tabela de rotas. Assim, pode-se conferir características especiais a essas CR-LSPs, como garantir uma certa largura de banda ou forçar caminhos físicos diferentes para rotas alternativas dentro da rede [8]

Assim como o LDP, o CR-LDP usa um esquema de codificação denominado TLV (*Type-Length-Value*, ou Tipo-Comprimento-Valor). Trata-se de mensagens passadas através da rede, que estão divididas em três campos básicos. O campo *type* define o tipo de mensagem; o campo *length* especifica o comprimento do campo seguinte *value* em bytes; o campo *value*, de tamanho *length*, codifica a informação que será interpretada de acordo com o campo *type* [6].

O CR-LDP descreve uma série de TLVs de modo a suportar as características abaixo:

- Roteamento explícito (*strict e loose*);
- Especificação de parâmetros de tráfego;
- Fixação de rota (*route pinning*);

- Preempção de LSPs através de prioridades;
- Gerência de falhas;
- LSPID (identificador único de uma CR-LSP dentro da rede MPLS);
- Classe de recursos.

Algumas destas TLVs serão descritas adiante neste artigo.

### ***Label Request Message e Label Mapping Message***

A Figura 2 demonstra o formato da *Label Request Message* usada pelo CR-LDP. Pode-se verificar o campo reservado para a identificação da FEC (FEC TLV), a identificação da LSP (LSPID) e uma série de campos opcionais, que são usados pelo roteamento baseado em restrições.

0	Label Request (0x0401)	Message Length
<b>Message ID</b>		
<b>FEC TLV</b>		
<b>LSPID TLV (CR-LDP, obrigatório)</b>		
<b>ER-TLV (CR-LDP, opcional)</b>		
<b>Traffic TLV (CR-LDP, opcional)</b>		
<b>Pinning TLV (CR-LDP, opcional)</b>		
<b>Resource Class TLV (CR-LDP, opcional)</b>		
<b>Preemption TLV (CR-LDP, opcional)</b>		

**Figura 2:** *Label Request Message* do CR-LDP.

As *Label Mapping Messages*, ou Mensagens de Mapeamento de Rótulos, são enviadas pelos roteadores em resposta às *Label Request Messages*, Basicamente o primeiro roteador de

borda da rede gera uma *Label Request Message*, solicitando o estabelecimento da rota e o fornecimento do rótulo. Os roteadores ao longo da rota encaminharão outras *Label Request Messages* até atingir o roteador de saída da rede. Este então gerará uma *Label Mapping Message*, trazendo o rótulo a ser usado e outros parâmetros. Os roteadores ao longo do caminho, no sentido inverso, receberão estas *Label Mapping Messages* e gerarão outras, até que o primeiro roteador de borda seja atingido. O formato da *Label Mapping Message* pode ser visto na Figura 3.

0	Label Mapping (0x0400)	Message Length
<b>Message ID</b>		
<b>FEC TLV</b>		
<b>Label TLV</b>		
<b>Label Request Message ID TLV</b>		
<b>LSPID TLV (CR-LDP, opcional)</b>		
<b>Traffic TLV (CR-LDP, opcional)</b>		

Figura 3: *Label Mapping Message*.

### **Rotas Explícitas: Strict, Loose**

Uma rota explícita é representada numa *Label Request Message* (Mensagem de Requisição de Rótulo) como uma lista de nós ou grupos de nós ao longo da rota baseada em restrições. Ao se estabelecer a CR-LSP, todos os nós, ou um subconjunto dos nós num grupo, serão atravessados pela LSP. A capacidade de se especificar estes grupos de nós, dos quais um subconjunto será atravessado pela LSP, permite uma maior flexibilidade no estabelecimento das rotas e também um certo grau de imperfeição no detalhamento do caminho.

A rota baseada em restrição é codificada como uma série de ER-hops contidos em uma TLV. Cada ER-hop pode identificar um grupo de nós numa rota. Assim, uma rota baseada em restrição é um caminho que inclui todos os grupos de nós na ordem em que aparecem na TLV.

A Figura 4 mostra o formado da ER-TLV (*Explicit Route TLV*), que é composto de um ou mais ER-Hop TLVs, cujo formato está ilustrado na Figura 5.

0	0	Type = 0x0800	Length
ER-Hop TLV 1			
ER-Hop TLV 2			
.....			
ER-Hop TLV n			

Figura 4: Explicit Route TLV.

O campo *contents* da ER-Hop TLV traz o nó consecutivo que formará a rota explícita.

0	0	Type	Length
L	Content		

Figura 5: Explicit Route-Hop TLV. Para o bit L, 1 = *loose*, 0 = *strict*.

### TLVs ER-Hop: IPv4, IPv6, AS e LSPID

As TLVs ER-Hop representam nós abstratos, que por sua vez podem representar grupos de nós IPv4, um endereço IPv6, um sistema autônomo (AS – *Autonomous System*) ou o ponto de ingresso de um túnel (permitindo que novas CR-LSPs possam ser empilhadas em cima de CR-LSPs já estabelecidas, ou ainda encadear uma CR-LSP em estabelecimento com outra CR-LSP já existente) [8].

## Parâmetros de Tráfego

Os parâmetros de tráfego do CR-LDP permitem a sinalização de parâmetros relevantes para as características de tráfego; indicação da frequência de serviço requerida; alocação de diferentes pesos para diferentes LSPs; capacidade de renegociar cada um dos parâmetros de tráfego e do peso [2].

Estes parâmetros, associados portanto a uma LSP, são descritos na *Traffic Parameters* TLV em termos de taxa de pico (*peak rate*), taxa comprometida (*committed rate*) e granularidade de serviço (*service granularity*). As taxas de pico e comprometida descrevem as restrições de largura de banda de uma LSP. A granularidade de serviço pode especificar a variação de atraso que o domínio MPLS é limitado a introduzir no tráfego roteado.

0	0	Type = 0x0810	Length = 24	
Flags		Frequency	Reserved	Weight
Peak Data Rate (PDR)				
Peak Burst Size (PBS)				
Committed Data Rate (CDR)				
Committed Burst Size (CBS)				
Excess Burst Size (EBS)				

**Figura 6:** *Traffic Parameters* (Parâmetros de Tráfego) TLV.

O formato da TLV encontra-se na Figura 6.

O campo *flags* é formado por oito bits, na seqüência Reservado, Reservado, F6, F5, F4, F3, F2, F1. O significado de cada bit está relacionado na Tabela 1. O valor 0 para o bit significa que o parâmetros correspondente é não negociável; o valor 1, significa que pode ser negociado.

Tabela 1: Detalhamento do campo *flags* da *Traffic Parameters TLV*.

Bit	Correspondente	Valor	
		0	1
Reservado			
Reservado			
F6	Weight	Não negociável	Negociável
F5	EBS	Não negociável	Negociável
F4	CBS	Não negociável	Negociável
F3	CDR	Não negociável	Negociável
F2	PBS	Não negociável	Negociável
F1	PDR	Não negociável	Negociável

O campo *frequency* ou frequência, de um byte, pode levar os seguintes valores: 0 – não especificado; 1 – freqüente; 2 – muito freqüente; 3 a 255 – reservado. Este campo especifica a que granularidade o valor CDR alocado para a LSP é deixada disponível. O valor “muito freqüente” significa que a taxa disponível deve ser, na média, não inferior ao CDR quando medida num intervalo de tempo qualquer igual ou maior que o menor tempo de pacote à taxa CDR. Deve ser usado para serviços com requerimentos estreitos de atraso ou pouco tolerantes a variação do atraso. O valor “freqüente” denota que a taxa disponível deve ser, em média, não inferior ao CDR quando medida num intervalo de tempo igual ou maior que um certo número de menores tempos de pacote à taxa CDR. É adequado para serviços que toleram alguma variação de atraso. O valor “não especificado” indica que o CDR pode ser disponibilizado em qualquer granularidade.

O campo *weight*, de um byte, indica o peso relativo da CR-LSP. Valores válidos vão de 1 a 255. O valor 0 indica que o peso não é aplicável à CR-LSP. O peso determina a parte relativa da banda em excesso acima da taxa comprometida. CR-LSPs com maior peso conseguem usar maior parte da banda em excesso, acima da taxa comprometida.

Cada parâmetro de tráfego seguinte é codificado como um número de ponto flutuante, precisão simples de 32 bits, no padrão IEEE.. As unidades PDR e CDR estão em bytes por

segundo, e as unidades PBS, CBS e EBS estão em bytes. Para entender estes parâmetros de tráfego, relacionar-se-á algumas semânticas pertinentes [8].

A **taxa de pico** (*Peak Rate*) define a taxa máxima para o qual o tráfego deve ser enviado pela CR-LSP, e é importante do ponto de vista de reserva de recursos. Esta taxa de pico é controlada por um *token bucket* P com uma taxa de *tokens* PDR e um tamanho máximo de *bucket* PBS.

Inicialmente, o *token bucket* P está cheio, ou seja, o contador  $Tp(0) = PBS$ . Então, este contador, se menor que PBS, é incrementado de um à taxa PDR (PDR vezes por segundo). Quando um pacote de tamanho B bytes chega num tempo t, as seguintes decisões são tomadas:

- Se  $Tp(t) - B \geq 0$ , o pacote não está em excesso da taxa de pico e  $Tp$  é decrementado de B (até o valor mínimo de zero), **SENÃO**;
- O pacote está em excesso da taxa de pico e  $Tp$  não é decrementado.

Um valor infinito, positivo (segundo o padrão IEEE, este valor é representado por um número com um expoente com todos os bits 1 e o sinal e mantissa composto por zeros), significa que os pacotes que chegam jamais estarão em excesso da taxa de pico.

O **tamanho de rajada em excesso** (*Excess Burst Size – EBS*) pode ser usado em um roteador de borda de um domínio MPLS para realizar condicionamento de tráfego (*traffic conditioning*). Pode também ser usado para medir o excesso que um determinado tráfego está usando acima da taxa comprometida. As ações de condicionamento de tráfego, como marcação e descarte, são específicas do domínio MPLS.

O EBS é definido juntamente com a taxa comprometida.

A **taxa comprometida** (*Committed Rate*) define a taxa que o domínio MPLS se compromete a deixar disponível para a CR-LSP. É controlada por um *token bucket* C com taxa CDR e tamanho máximo CBS. A medição de quanto a taxa oferecida excede a taxa comprometida pode ser medida através de outro *token bucket* E, que opera na taxa CDR e de tamanho máximo EBS.

Os *token buckets* C e E estão inicialmente cheios. Desta forma,  $T_c(0) = CBS$  e  $T_e(0) = EBS$ . Os contadores  $T_c$  e  $T_e$  são atualizados à taxa CDR conforme segue:

- Se  $T_c$  for menor que CBS,  $T_c$  é incrementado de 1, **SENÃO**;
- Se  $T_e$  for menor que EBS,  $T_e$  é incrementado de 1, **senão** nem  $T_c$ , nem  $T_e$  são incrementados.

Quando um pacote de tamanho B bytes chega no tempo t, o seguinte acontece:

- Se  $T_c(t) - B \geq 0$ , o pacote não está em excesso da taxa comprometida e  $T_c$  é decrementado de B (até o valor mínimo de zero), **SENÃO**;
- Se  $T_e(t) - B \geq 0$ , o pacote está em excesso da taxa comprometida, mas não em excesso da EBS.  $T_e$  é então decrementado de B (até o valor mínimo de zero), **SENÃO**;
- O pacote está em excesso tanto da taxa comprometida, quanto da EBS, e nem  $T_c$ , nem  $T_e$  são decrementados.

### **Mensagem de Notificação (*Notification Message*)**

As mensagens de notificação (Figura 7) servem basicamente para informar a falha no estabelecimento de uma CR-LSP, seja por falta de recursos disponíveis ou outros motivos.

Em seu interior, carregam *Status TLVs* que identificam os eventos sinalizados. Estas mensagens são propagadas até o LSR que gerou a *Label Request Message*.

<b>0</b>	<b>Notification (0x0001)</b>	<b>Message Length</b>
<b>Message ID</b>		
<b>Status TLV</b>		
<b>Optional Parameters</b>		

**Figura 7: Notification Message (Mensagem de Notificação).**

Se um LSR receber uma *Notification Message* para uma determinada CR-LSP, este deve liberar todos os recursos porventura reservados para aquela CR-LSP e, se a mensagem estiver associada a uma *Label Request* de um LSR anterior, então o LSR local deve propagar a mensagem para este.

### **Preempção (Preemption TLV)**

Esta TLV (Figura 8), contida na *Label Request Message*, permite o estabelecimento de prioridades para as LSPs. O estabelecimento de uma LSP com prioridade maior que outra já estabelecida, no mesmo caminho, causa a extinção desta LSP já existente. O LSR que inicia a preempção deve sinalizar para os LSRs anteriores (através da *Withdraw Message*, se a LSP já existe, ou *Notification Message*, se ainda está sendo estabelecida) e LSRs posteriores (através da *Release Message*, se a LSP já existe, ou *Abort Message*, se está no processo de estabelecimento) a ação de preempção.

<b>0</b>	<b>0</b>	<b>Type = 0x0820</b>	<b>Length = 4</b>
<b>SetPrio</b>		<b>HoldPrio</b>	<b>Reserved</b>

**Figura 8: Preemption TLV.**

O campo *SetPrio* de valor zero confere a maior prioridade a um caminho. O valor 7 é a menor prioridade. O valor *default* é 4. Quanto maior a prioridade, mais LSPs podem ser derrubadas para que a LSP em questão seja estabelecida.

O campo *HoldPrio* de valor zero é a maior prioridade, enquanto que o valor 7 é a menor. O valor *default* é 4. Quanto maior a prioridade, menor a possibilidade de que a LSP já estabelecida tenha de realocar seus recursos para uma nova LSP.

### LSPID TLV

O LSPID é um identificador único para uma CR-LSP dentro de um domínio MPLS. É composto pelo ID do roteador de ingresso, ou seu número IPv4, e um ID para a CR-LSP, único, para o LSR local.

Se uma LSP já existe num LSR que recebe a mensagem, então uma *action indicator flag* (*flag* indicadora de ação) instrui a ação explícita que deve ser tomada pelo LSR receptor.

Ainda, após uma CR-LSP ter sido estabelecida, pode ser necessário alterar sua reserva de recursos, como largura de banda, a fim de se adaptar a novos requerimentos impostos pelo tráfego atravessando a CR-LSP. A *action indicator flag* é usada para indicar a necessidade de modificar tais parâmetros numa CR-LSP, sem interrupção do serviço. A LSPID TLV está ilustrada na Figura 9.

0	0	Type = 0x0821	Length = 4
Reserved		ActFlag	Local CR-LSP ID
Ingress LSR Router ID			

Figura 9: LSPID TLV.

### Classe de Recursos (*Resource Class*) TLV

A Classe de Recursos ou Cor é usada para especificar que enlaces são aceitáveis pela CR-LSP em questão. É útil para ajustar a topologia da rede. A classe de recurso é controlada pelo campo RsCls (Figura 10), totalizando 32 grupos administrativos ou “cores” de enlaces que a CR-LSP pode atravessar.

0	0	Type = 0x0822	Length = 4
RsCls (Resource Class bit mask)			

Figura 10: *Resource Class* (Classe de Recursos) TLV.

### Route Pinning (Fixação de Rota) TLV

A característica de *route pinning* ou fixação de rota é usada para segmentos de uma LSP que são roteados pelo método *loose*, ou seja, segmentos para o qual um grupo de nós é especificado e a LSP pode ser estabelecida usando um subconjunto qualquer daqueles nós. A fixação de rota pode ser forçada de modo a evitar que o caminho usado por uma LSP seja alterado mesmo que um subconjunto melhor do grupo de nós especificado torne-se disponível. A TLV está representada na Figura 11. Se o bit P estiver em 1, a fixação de rota está solicitada. Se estiver em 0, a fixação de rota não está solicitada.

0	0	Type = 0x0823	Length = 4
P	Reserved		

Figura 11: *Route Pinning* (Fixação de Rota) TLV.

### Elemento FEC CR-LSP

Um novo tipo de elemento FEC é necessário a fim de suportar as CR-LSPs. O elemento definido com o tipo 0x04 é então denominado CR-LSP FEC TLV (Figura 12), que é uma FEC opaca (*opaque FEC*) para uso somente em mensagens de CR-LSPs.

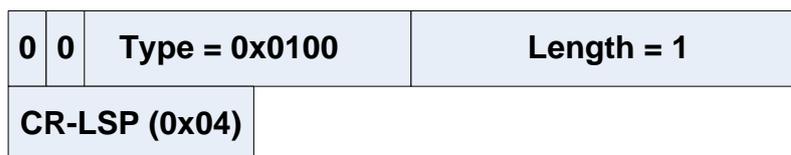


Figura 12: CR-LSP FEC TLV.

## Conclusão

Este artigo descreve as características do protocolo CR-LDP, para sinalização e estabelecimento de rotas dentro de um domínio MPLS, onde são consideradas não só as tabelas de rotas, como também requerimentos como largura de banda, taxas de pico, classe de recursos, dentre outras. Estas características tornam o protocolo adequado para suporte a Qualidade de Serviço numa rede MPLS e também para aplicações de Engenharia de Tráfego, onde os atributos disponíveis por enlace podem ser manipulados. A filosofia de um protocolo de roteamento baseado em restrições (como o é o CR-LDP) foi introduzida, e então um vasto número de objetos e mensagens inerentes ao CR-LDP foi minuciado.

O artigo não pretende, entretanto, mostrar vantagens no uso do CR-LDP em comparação com outros protocolos de roteamento baseados em restrições, como o RSVP-TE, pois o desenvolvimento do CR-LDP foi interrompido e abandonado em fevereiro de 2003, por decisão do grupo de trabalho de MPLS do IETF em favor do RSVP-TE. Assim, este documento pretende ser uma fonte de estudo de escopo acadêmico.

## Referências

1. MARTINS, Joberto S. B. Qualidade de Serviço (QoS) em redes IP: princípios básicos, parâmetros e mecanismos. **JSMNet Networking Reviews**, vol. 1, n. 1, set. 1999.
2. ABOUL-MAGT, Osama; JAMOSSI, Bilel. QoS and service interworking using Constraint-Route Label Distribution Protocol (CR-LDP). **IEEE Communications Magazine**, p. 134-139, maio 2001.
3. ANDERSSON, L.; SWALLOW, G. **The Multiprotocol Label Switching (MPLS) Working Group decision on MPLS signaling protocols**, IETF RFC 3468, fev 2003.
4. MARTINS, Joberto S. B. **MPLS basic principles**. Material didático do curso de Qualidade de Serviço em Redes do Mestrado em Redes de Computadores da Universidade Salvador – UNIFACS. Salvador, BA, 2004.
5. DAVIE, Bruce; REKHTER, Yakov. **MPLS Technology and applications**. San Francisco: Morgan Kaufmann Publishers, 2000, p. 171-190.
6. ANDERSSON, L. *et al.* **LDP specification**. IETF RFC 3036, jan 2001.
7. ROSEN, E.; VISWANATHAN, A.; CALLON, R. **Multiprotocol label switching architecture**. IETF RFC 3031, jan 2001.
8. JAMOSSI, Bilel *et al.* **Constraint-based LSP setup using LDP**. IETF RFC 3212, jan 2002.