EACH

Escola de Artes, Ciências e Humanidades
da Universidade de São Paulo

Redes de Computadores

Capítulo 4.5 – Algoritmos de Roteamento
Capítulo 4.6 – Roteamento na Internet

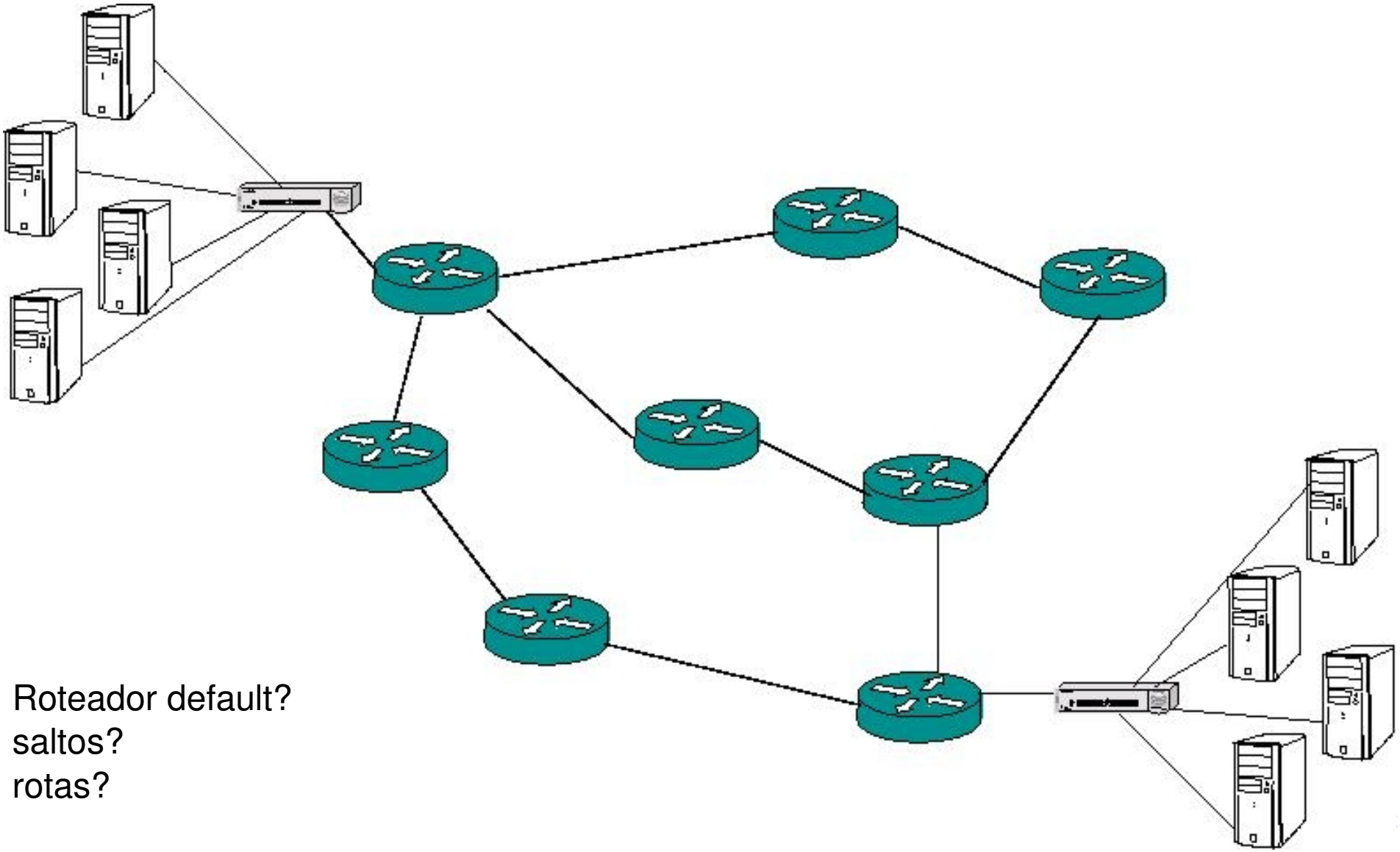
Profa. Cíntia B. Margi

Outubro/2009

EACH

Escola de Artes, Ciências e Humanidades
da Universidade de São Paulo

Rede

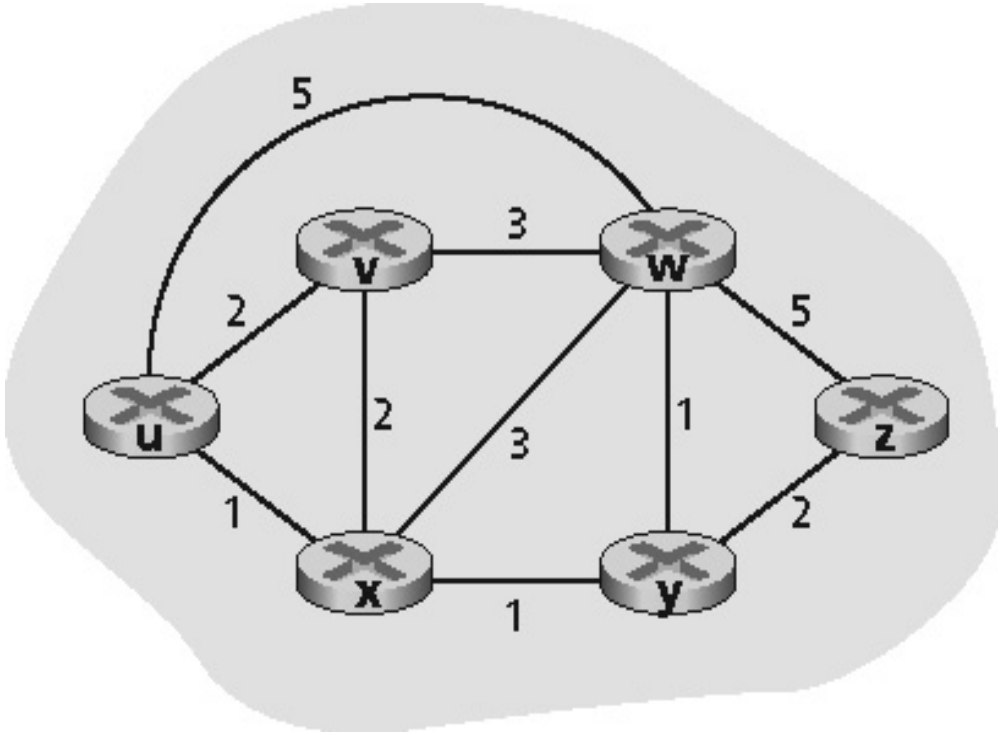


Roteador default?
saltos?
rotas?

Roteamento

- Como as rotas são determinadas?
  - estaticamente;
  - através de algoritmos de roteamento.
- Como escolher um bom caminho?
  - aquele de menor “custo”.

Grafo



Grafo: G = (N,E)

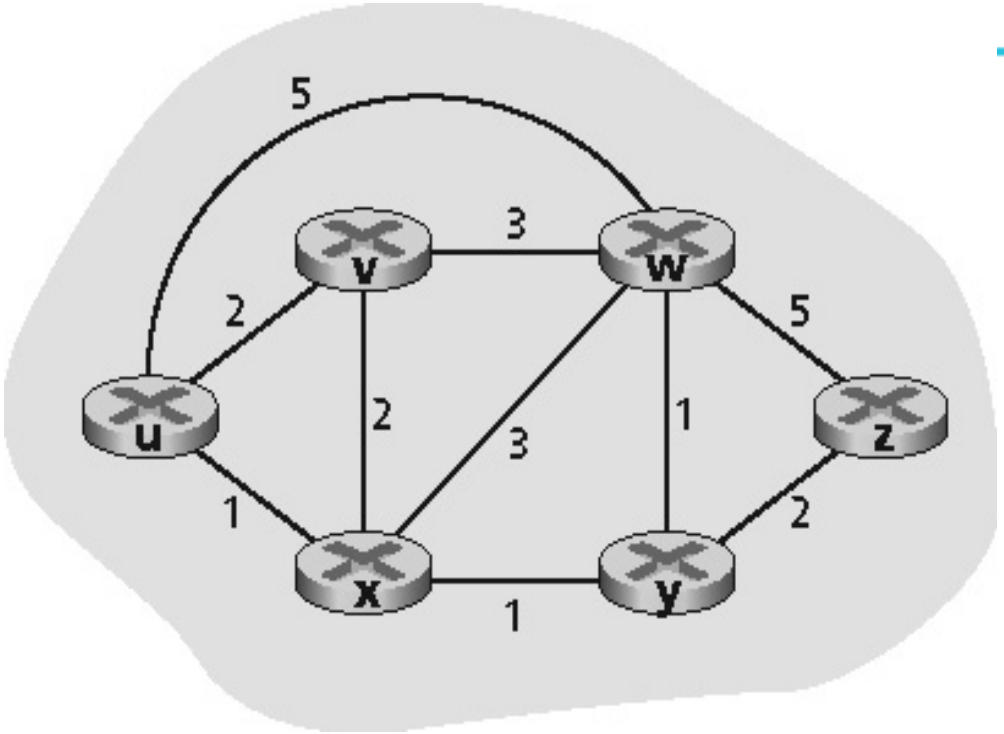
N = conjunto de roteadores = { u, v, w, x, y, z }

E = conjunto de enlaces ={ (u,v), (u,x), (v,x), (v,w), (x,w), (x,y), (w,y), (w,z), (y,z) }

EACH

Escola de Artes, Ciências e Humanidades
da Universidade de São Paulo

Grafos: custo dos enlaces



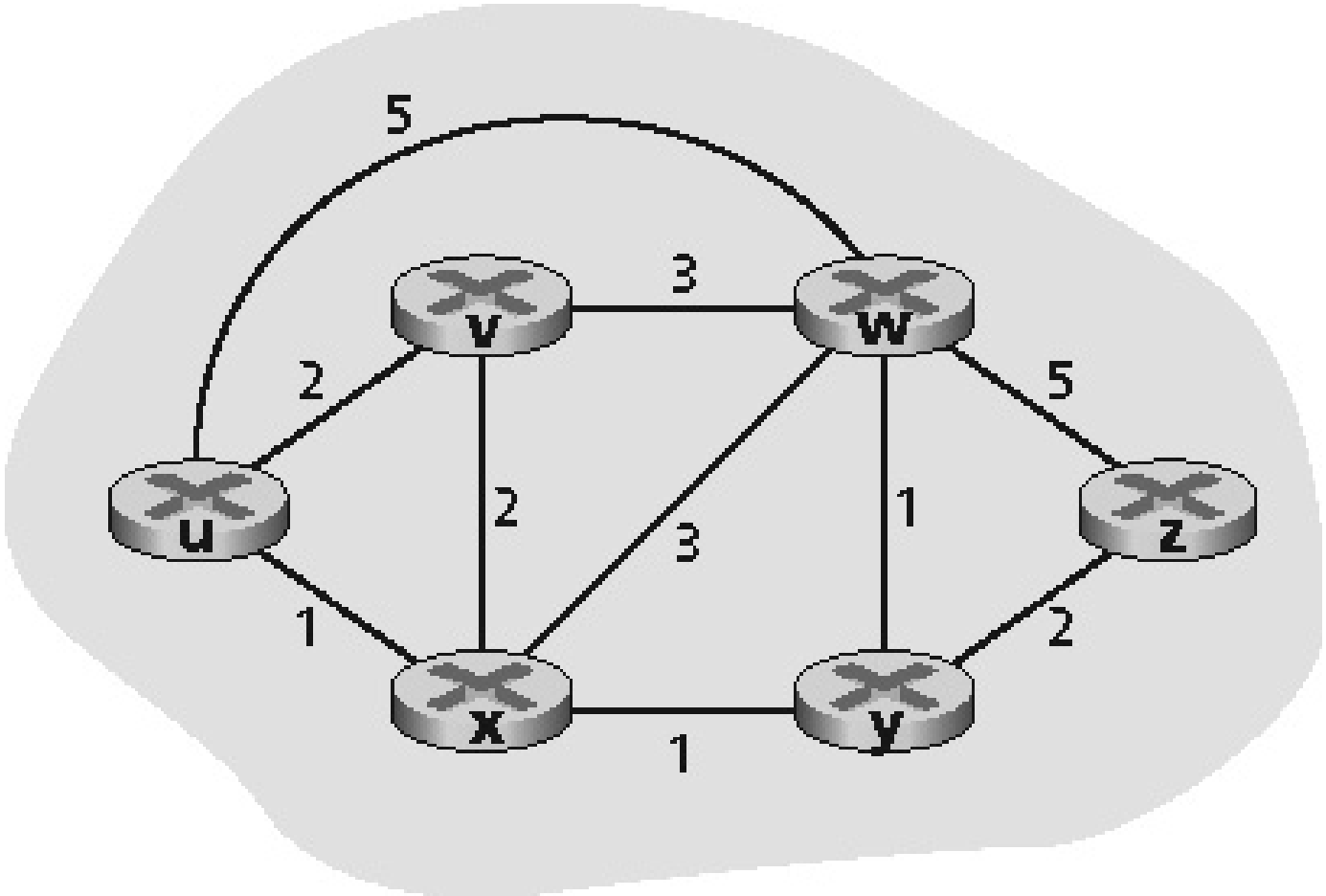
- c(x,x') = custo do link (x,x')
  - ex., c(w, z) = 5
- Custo poderia ser sempre 1, ou inversamente relacionado à largura de banda ou ao congestionamento.

Custo do caminho $(x_1, x_2, \ldots, x_p) = c(x_1,x_2) + c(x_2,x_3) + \ldots + c(x_{p-1},x_p)$

Questão: Qual é o caminho de menor custo entre *u* e *z* ?
Algoritmo de roteamento encontra o caminho de menor custo.

Exercício

- Qual o caminho de menor custo entre *u* e *z*?



Classificação quanto a informação

- Global:
  - todos os roteadores têm informações completas da topologia e do custos dos enlaces.
  - algoritmos de estado do enlace (*link state*).
- Descentralizada:
  - roteadores só conhecem informações sobre seus vizinhos e os enlaces para eles;
  - processo de computação interativo, troca de informações com os vizinhos;
  - algoritmos de vetor de distâncias (*distance vector*).

Classificação quanto ao tipo

- Estático:
  - as rotas não mudam ou mudam lentamente ao longo do tempo;
  - normalmente são criadas manualmente.
- Dinâmico:
  - as rotas mudam mais rapidamente;
  - podem responder a mudanças no custo dos enlaces;
  - atualizações periódicas;
  - suscetíveis a problemas como *loops* de roteamento e oscilação em rotas.

Roteamento de vetor de distâncias (DV)

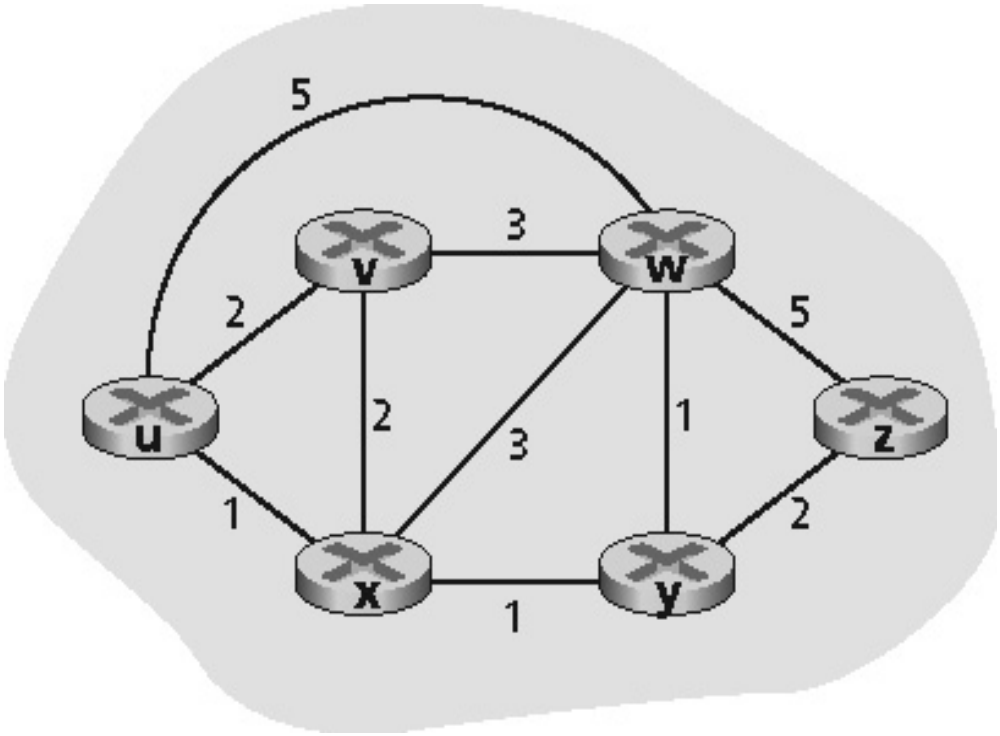
Roteamento de vetor de distâncias (DV)

- Iterativo, assíncrono: cada iteração local é causada por:
  - mudança no custo do enlace local;
  - mensagem de atualização DV do vizinho.
- Distribuído: cada nó notifica os vizinhos **apenas** quando seu DV mudar:
  - os vizinhos então notificam seus vizinhos, se necessário.

Roteamento de vetor de distâncias (DV)

- Baseado na Equação de Bellman-Ford (programação dinâmica).
- Define $d_x(y)$ = custo do caminho de menor custo de x para y.
- Então **$d_x(y) = \min \{c(x,v) + d_v(y)\}$**
  onde min é calculado sobre todos os vizinhos de x.

Exemplo da Equação de Bellman-Ford



Para obter a distância entre u e z, temos:

$$d_u(z) = \min \{ c(u,v) + d_v(z),$$
$$c(u,x) + d_x(z),$$
$$c(u,w) + d(z) \}$$
$$= \min \{2 + 5,$$
$$1 + 3,$$
$$5 + 3\} = 4$$

O nó que atinge o mínimo é o próximo salto no caminho mais curto ➜ tabela de roteamento

Algoritmo de vetor de distâncias

- Idéia básica:
  - Cada nó envia periodicamente sua própria estimativa de vetor de distância aos vizinhos.
  - Quando o nó x recebe nova estimativa de DV do vizinho, ele atualiza seu próprio DV usando a equação B-F:

$$D_x(y) = \min_v\{c(x,v) + D_v(y)\}$$

para cada nó y ∈ N

- Em condições naturais, a estimativa $D_x(y)$ *converge para o menor custo atual* $d_x(y)$.

Tabelas de roteamento

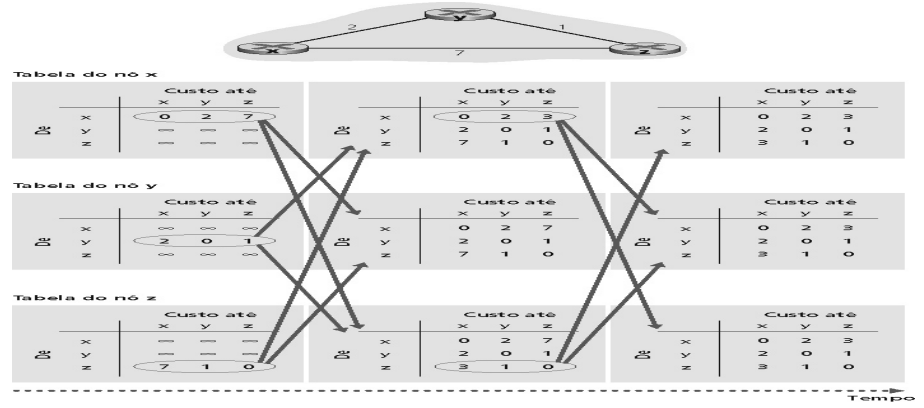
$D_x(y) = \min\{c(x,y) + D_y(y), c(x,z) + D_z(y)\}$
$= \min\{2+0 , 7+1\} = 2$

$D_x(z) = \min\{c(x,y) + D_y(z), c(x,z) + D_z(z)\}$
$= \min\{2+1 , 7+0\} = 3$

Tabela do nó y

Tabela do nó z

Tempo



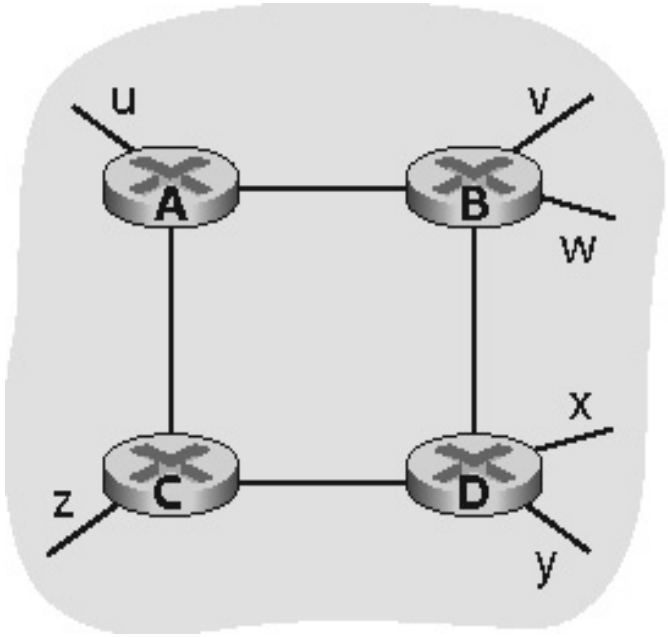
EACH

Escola de Artes, Ciências e Humanidades
da Universidade de São Paulo

RIP (Routing Information Protocol)

RIP (Routing Information Protocol)

- Protocolo de vetor de distâncias.
- Distribuído no BSD-UNIX em 1982.
- Métrica de distância: # de saltos
  - versão 1: máx. = 15 saltos [RFC1058]
  - versão 2: otimizações [RFC1723]



Destino	Saltos
u	1
v	2
w	2
x	3
y	3
z	2

RIP: Anúncios

- Vetores de distância:
  - trocados a cada 30 seg via **Anúncio RIP**.
- Anúncio contém:
  - lista de até 25 redes de destino dentro do AS;
  - distâncias entre remetente e rede destino.
- Utiliza segmentos UDP para troca de mensagens.
  - porta 520.

RIP: Exemplo

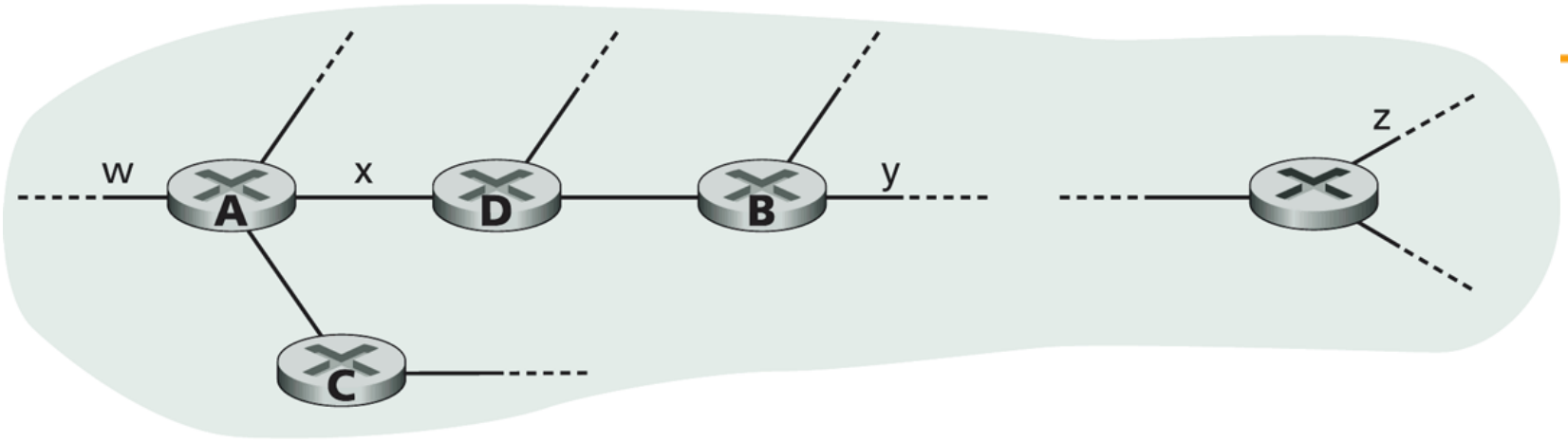


Figure 4.32 ♦ A portion of an autonomous system

Destination Subnet	Next Router	Number of Hops to Destination
w	A	2
y	B	2
z	B	7
x	—	1
....	....	....

Figure 4.33 ♦ Routing table in router *D* before receiving advertisement from router *A*

RIP: Exemplo (continuação)

Destination Subnet	Next Router	Number of Hops to Destination
z	C	4
w	—	1
x	—	1
....	....	....

Figure 4.34 ♦ Advertisement from router A

Destination Subnet	Next Router	Number of Hops to Destination
w	A	2
y	B	2
z	A	5
....	....	....

Figure 4.35 ♦ Routing table in router *D* after receiving advertisement from router *A*

RIP: Falhas de enlace e recuperação

- Se não há um aviso depois de 180s, então o vizinho e o enlace são declarados mortos.
  - Rotas através do vizinho são anuladas;
  - novos anúncios são enviados aos vizinhos;
  - se necessário, os vizinhos por sua vez devem enviar novos anúncios;
  - Assim, a falha de um enlace se propaga rapidamente para a rede inteira.

RIP: loops

- Roteador x utiliza rota via y para chegar a roteador z (D=5).
- O que acontece se o custo do enlace entre x e y aumenta?

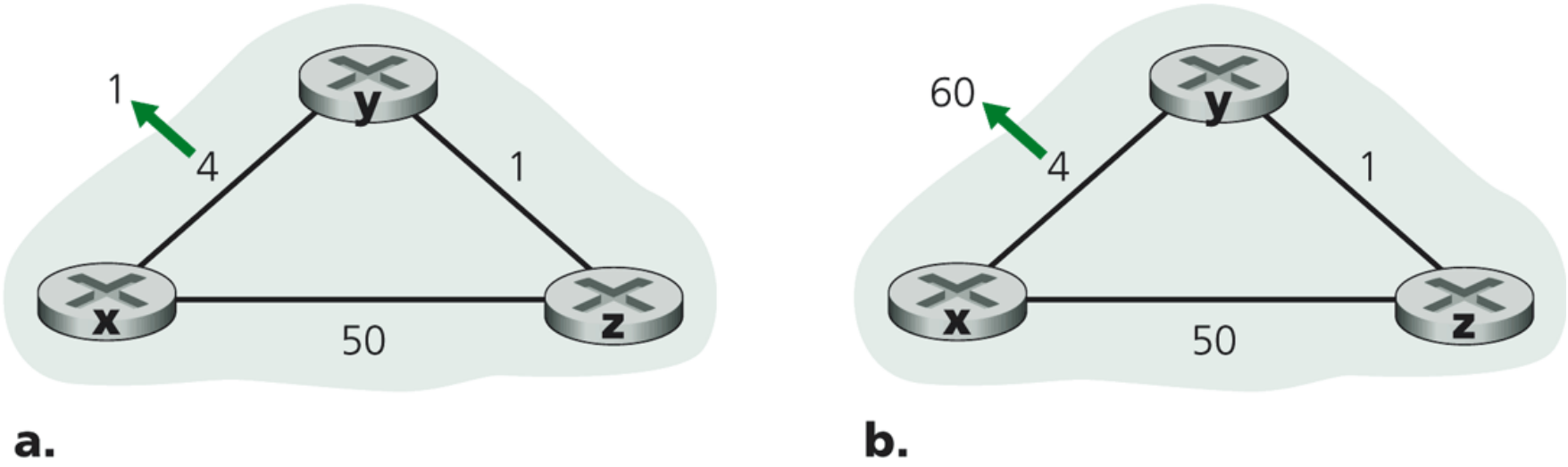


Figure 4.28 ♦ Changes in link cost

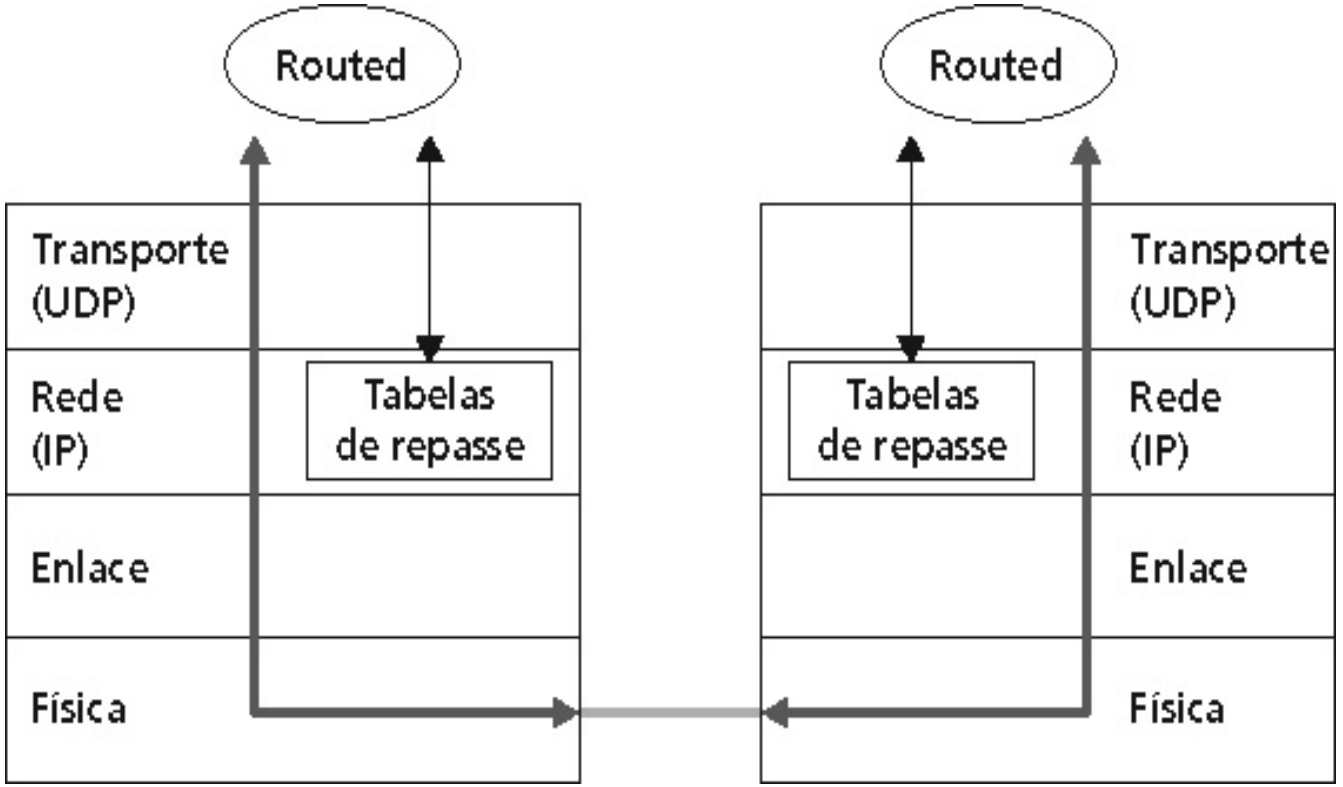
RIP: loops (cont.)

- Cria loop de roteamento entre y e z... até que o custo desta rota seja equivalente ao custo da rota alternativa (mais “barata” agora).
- Solução: “reversão envenenada” (*poisoned reverse*):
  - se a rota de z para x passa por y, então z anuncia distância infinita para y (16 saltos na versão 1);
  - porém não resolve problemas de loops com 3 ou mais nós...

RIP: implementação em um gateway linux

Tabelas de roteamento: manipuladas por um *daemon* chamado route-d.

- Anúncios são enviados em pacotes UDP com repetição periódica.



EACH

Escola de Artes, Ciências e Humanidades
da Universidade de São Paulo

Roteamento de estado de enlace (LS)

Roteamento de estado de enlace

- Algoritmo de Dijkstra
- Topologia de rede e custo dos enlaces são conhecidos por todos os nós:
  - implementado via "*link state broadcast*";
  - todos os nós têm a mesma informação.
- Computa caminhos de menor custo de um nó (fonte) para todos os outros nós:
  - cria uma tabela de roteamento para o nó onde o algoritmo foi aplicado.
- Convergência: após k iterações, conhece o caminho de menor custo para k destinos.

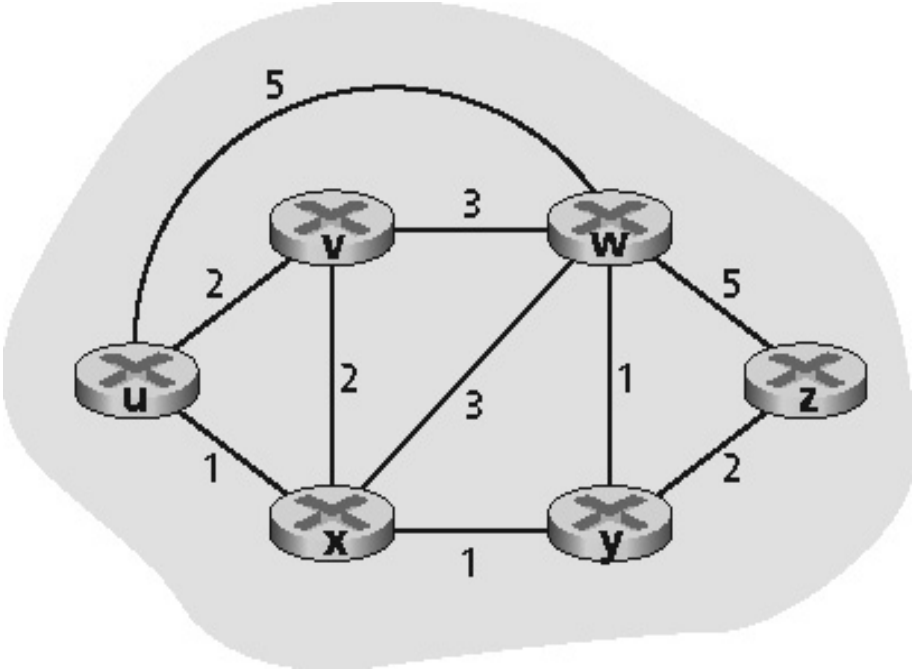
Notação

- ∀ C(i,j): custo do enlace do nó i ao nó j. Custo é infinito se não houver ligação entre i e j.
- ∀ D(v): valor atual do custo do caminho da fonte ao destino *v*.
- ∀ p(v): nó predecessor ao longo do caminho da fonte ao nó *v*.
- ∀ N': conjunto de nós cujo caminho de menor custo é definitivamente conhecido.
- ∀ u: nó onde está sendo executado o algoritmo.

Algoritmo de Dijkstra

```
1  Inicialização:
2   N' = {u}
3   para todos os nós v
4     se v for vizinho de u
5       então D(v) = c(u,v)
6       senão D(v) = ∞
7
8   Loop
9      encontre w não em N', tal que D(w) é um mínimo
10     adicione w a N'
11     atualize D(v) para cada vizinho v de w e não em N':
12           D(v) = min( D(v), D(w) + c(w,v) )
13    /* novo custo para v o custo anterior para v ou o menor
14     custo de caminho conhecido para w mais o custo de w a v */
15  até que todos os nós estejam em N'
```

Algoritmo de Dijkstra: Exemplo



Etapa	N'	D(v),p(v)	D(w),p(w)	D(x),p(x)	D(y),p(y)	D(z),p(z)
0	u	2,u	5,u	1,u	∞	∞
1	ux	2,u	4,x		2,x	∞
2	uxy	2,u	3,y			4,y
3	uxyv		3,y			4,y
4	uxyvw					4,y
5	uxyvwz					

Complexidade do algoritmo

- Considere n nós.
- Cada iteração: precisa verificar todos os nós w, que não estão em N.
  - n(n+1)/2 comparações: $O(n^2)$.
- Implementação mais eficiente: O(n.logn).

EACH

Escola de Artes, Ciências e Humanidades
da Universidade de São Paulo

OSPF (Open Shortest Path First)

OSPF (Open Shortest Path First)

- Open: publicamente disponível[RFC2178]
- Protocolo de estado de enlace:
  - disseminação de pacotes LS;
  - mapa topológico em cada nó;
  - algoritmo de Dijkstra para cálculo de rotas.
- Anúncios do OSPF transportam um registro para cada roteador vizinho.

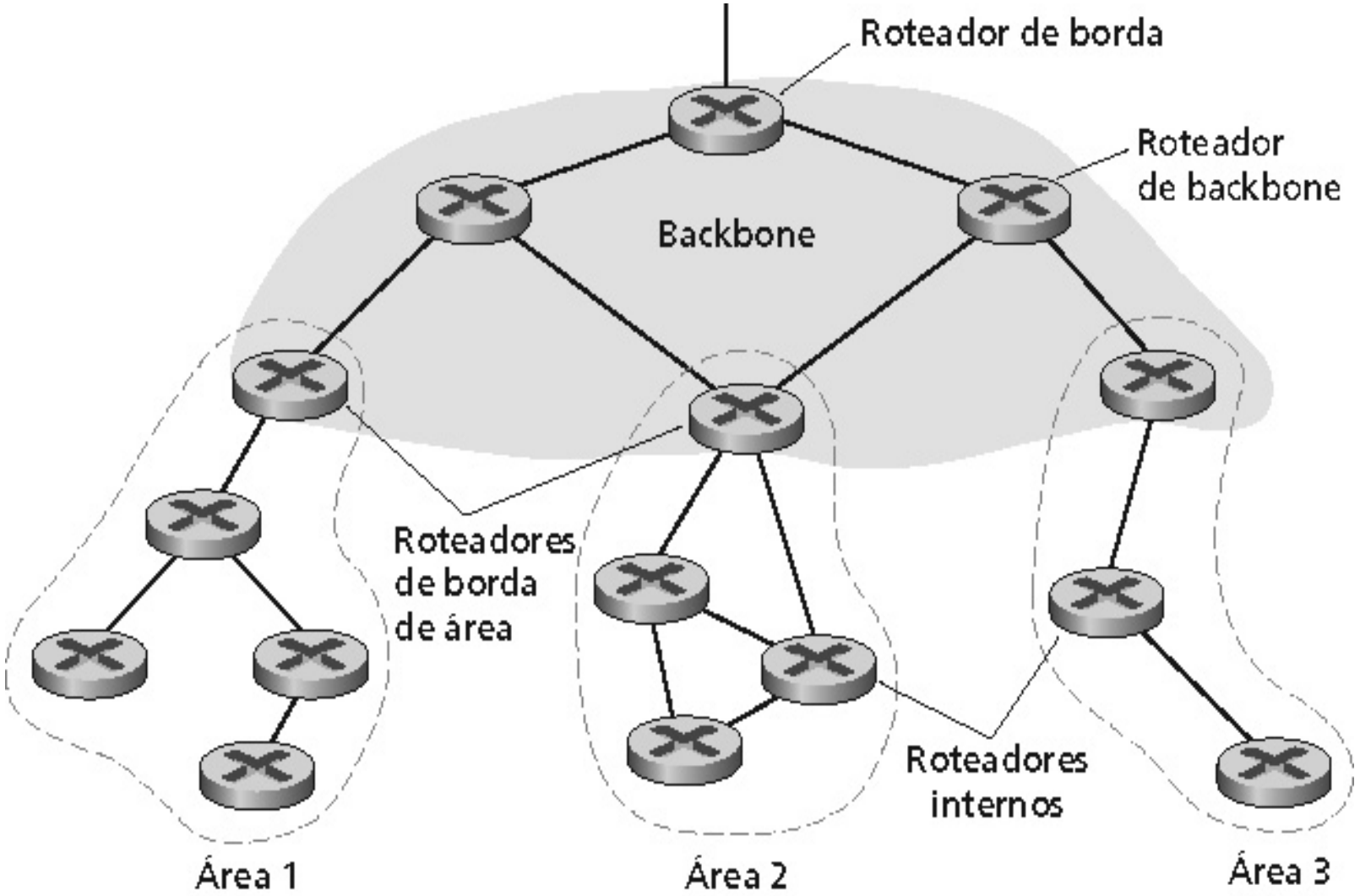
OSPF (cont.)

- Anúncios são distribuídos para todo o AS (via flooding):
  - mensagens OSPF diretamente sobre IP (protocolo de camada superior 89).
- Atualização periódica a cada 30 min (adiciona robustez).
- Mensagem de HELLO para verificar se enlaces estão ativos.
- Custo do enlace é definido pelo administrador do roteador.

OSPF: avanços

- Segurança: todas as mensagens do OSPF são autenticadas.
- Múltiplos caminhos de mesmo custo são permitidos (o RIP só permite um caminho).
- Integra tráfego uni- e multicast:
  - multicast OSPF (MOSPF) usa a mesma base de dados de topologia do OSPF.
- OSPF hierárquico: OSPF para grandes domínios.

OSPF: hierarquia em domínio roteamento



Comparação entre LS e DV

Complexidade da mensagem:

∀ LS: com n nós, E links, O(NE) mensagens enviadas

∀ DV: trocas somente entre vizinhos

- Tempo de convergência varia

Velocidade de convergência

∀ LS: algoritmo $O(N^2)$ exige mensagens O(NE).

- pode ter oscilações.

∀ DV: tempo de convergência varia:

- pode haver loops de roteamento;
- problema da contagem ao infinito.

Comparação entre LS e DV

Robustez: o que acontece se um roteador funciona mal?

- LS:
  - nós podem informar custos de **link** incorretos;
  - cada nó calcula sua própria tabela de roteamento.
- DV:
  - nó DV pode informar custo de **caminho** incorreto
  - tabela de cada nó é usada por outros:
    - propagação de erros pela rede.

EACH

Escola de Artes, Ciências e Humanidades
da Universidade de São Paulo

Roteamento Hierárquico

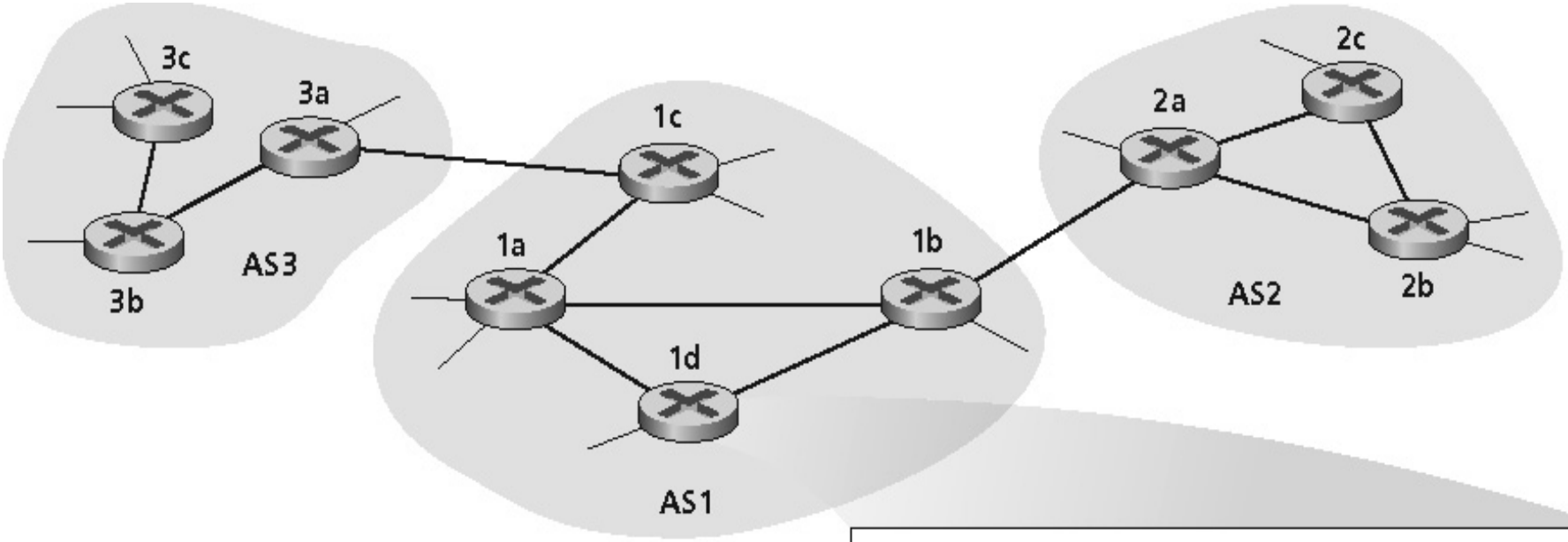
Roteamento Hierárquico

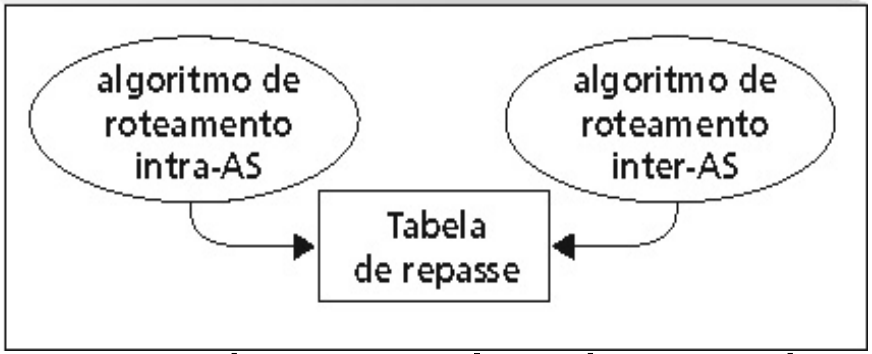
- Até agora, situação ideal e simplista:
  - roteadores são todos idênticos;
  - rede plana (*flat*).
- Não funciona porque:
  - Escala: com 200 milhões de destinos:
    - tamanho da tabela de rotas é intratável!
    - mudanças na tabela -> congestionamento!
  - Autonomia administrativa:
    - Internet = rede de redes.
    - Cada administração de rede pode querer controlar o roteamento na sua própria rede.

Roteamento Hierárquico

- Agrega roteadores em regiões: "sistemas autônomos" (AS).
- Roteadores no mesmo AS rodam o mesmo protocolo de roteamento:
  - protocolo de roteamento "intra-AS"
  - roteadores em diferentes AS podem rodar diferentes protocolos de roteamento.
- Roteador de borda (*gateway router*):
  - enlace direto para um roteador em outro AS.

Sistemas Autônomos Interconectados





- Tabela de roteamento é configurada por ambos os algoritmos, intra e inter-AS:
  - Intra-AS estabelece entradas para destinos internos;
  - Inter-AS e intra-As estabelecem entradas para destinos externos.

Roteamento Intra-AS

- Também conhecido como Interior Gateway Protocols (IGP)
- Protocolos mais comuns:
  - RIP: Routing Information Protocol;
  - OSPF: Open Shortest Path First;
  - IGRP: Interior Gateway Routing Protocol (proprietário da Cisco, baseado no DUAL).

Roteamento Inter-AS: BGP

- ∀ Roteamento inter-AS ou externo a AS.
- ∀ Padrão de fato para uso na Internet: BGP (Border Gateway Protocol).
- ∀ Versão 4: RFCs 1771, 1772 e 1773.

EACH

Escola de Artes, Ciências e Humanidades
da Universidade de São Paulo

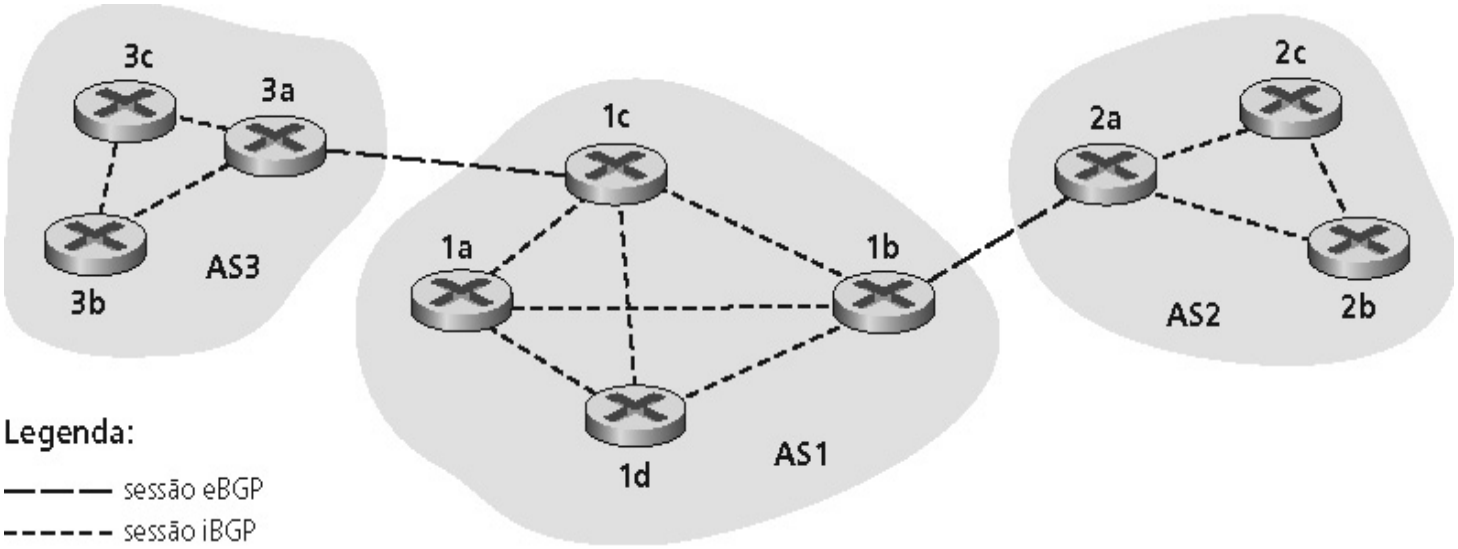
BGP (Border Gateway Protocol)

BGP

- Provê a cada AS meios para:
  1. obter informações de alcance de sub-rede dos ASs vizinhos;
  2. propagar informações de alcance para todos os roteadores internos ao AS;
  3. determinar rotas “boas” para as sub-redes baseado em informações de alcance e política.
- Permite que uma subnet comunique sua existência para o resto da Internet: **“Eu existo e estou aqui”**.

BGP: Conceitos Básicos

- Pares de roteadores trocam informações de roteamento por conexões TCP semipermanentes na porta 179.
- Sessões BGP não correspondem aos enlaces físicos!

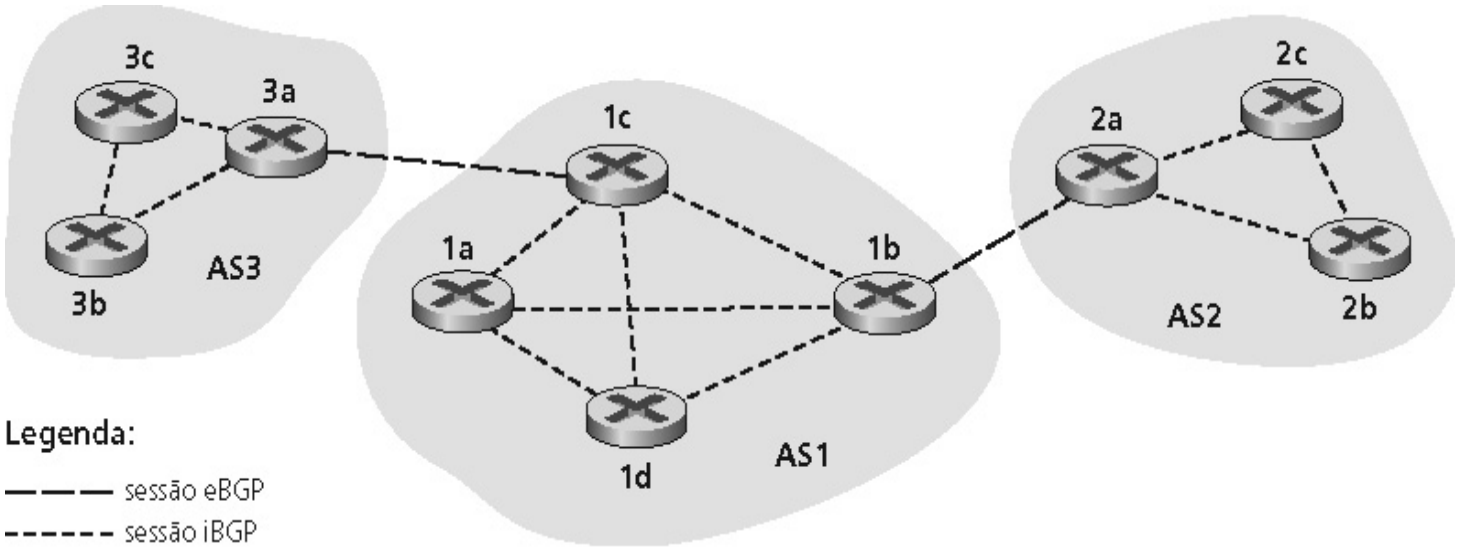


BGP: Conceitos Básicos

- No BGP, anúncios não tratam de hospedeiros, mas sim de prefixos.
- Quando AS2 comunica um prefixo ao AS1, AS2 está **prometendo** que encaminhará todos os datagramas destinados a esse prefixo em direção ao prefixo.
- AS2 pode agregar prefixos em seu comunicado.

Informações de alcance

- Em cada sessão eBGP entre 3a e 1c, AS3 envia informações de alcance de prefixo para AS1.
- 1c pode então usar iBGP para distribuir essa nova informação de alcance de prefixo para todos os roteadores em AS1.
- 1b pode recomunicar essa nova informação para AS2 por meio da sessão eBGP 1b-para-2a.
- Quando um roteador aprende um novo prefixo, ele cria uma entrada para o prefixo em sua tabela de roteamento.



Atributos de caminhos e roteadores BGP

- ASN: número do AS (registrado na ICANN)
- Anúncio inclui os atributos do BGP:
  - Prefixo + atributos = “rota”
- Dois atributos importantes:
  - AS-PATH: contém os ASs pelos quais o anúncio para o prefixo passou: AS 67 AS 17.
  - NEXT-HOP: indica o endereço IP da interface que leva ao roteador de borda (next-hop).
- Quando um roteador gateway recebe um comunicado de rota, ele usa política de importação para aceitar/rejeitar.

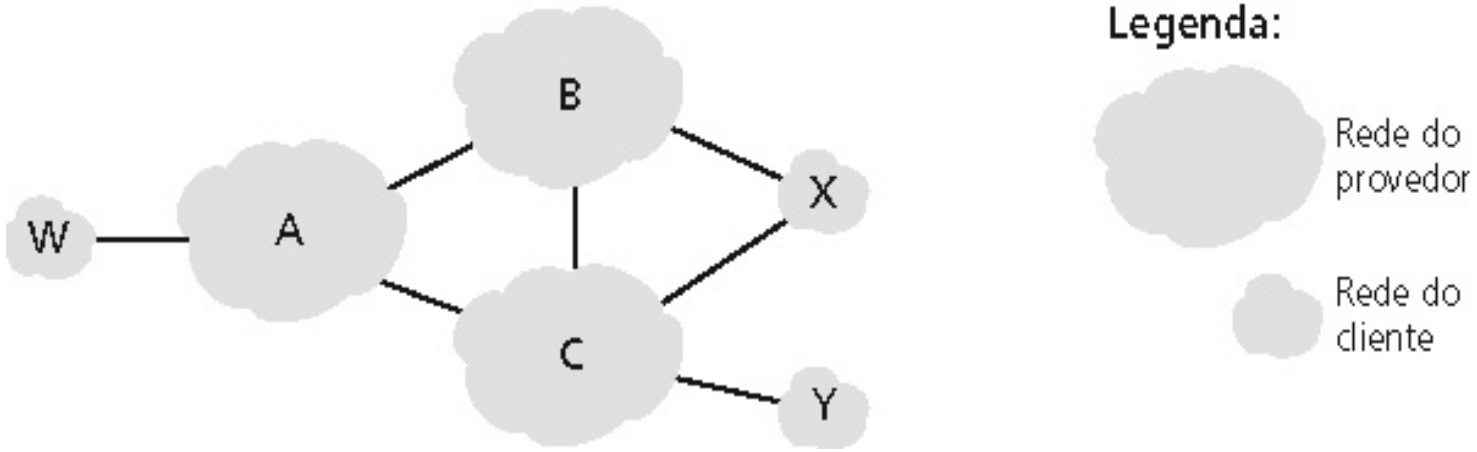
BGP: Seleção de Rota

- Um roteador pode aprender mais do que 1 rota para o mesmo prefixo, e então deve selecionar uma rota.
- Regras de eliminação (em ordem):
  - atributo de valor de preferência local: decisão de política;
  - AS-PATH (caminho) mais curto;
  - roteador do NEXT-HOP (próximo salto) mais próximo: roteamento da “batata quente”;
  - identificadores BGP.

Mensagens BGP

- Utilizam TCP.
- Mensagens:
  - OPEN: abre conexão TCP para o par e autentica o transmissor;
  - UPDATE: comunica novo caminho (ou retira um antigo);
  - KEEPALIVE mantém a conexão ativa na ausência de atualizações (updates); e confirma requisição OPEN.
  - NOTIFICATION: reporta erros em mensagens anteriores; usado para fechar a conexão

BGP: Política de roteamento



- Rede stub: tráfego é destinado a ela e oriundo dela.
- X é uma rede stub com múltiplas interconexões:
  - logo X não deve rotear tráfego de B para C.
  - então X não anuncia a B uma rota para C!

Por que diferenças entre inter e intra-AS?

- Políticas:
  - Inter-AS: a administração quer ter controle sobre como seu tráfego é roteado e sobre quem roteia através da sua rede.
- Escalabilidade:
  - roteamento hierárquico poupa espaço da tabela de rotas e reduz o tráfego de atualização.
- Desempenho:
  - preocupação maior é desempenho em intra-AS.

EACH

Escola de Artes, Ciências e Humanidades
da Universidade de São Paulo

Dúvidas?