Aula 16 - Roteamento (II), RIP, OSPF

Diego Passos

Universidade Federal Fluminense

Redes de Computadores

Material adaptado a partir dos slides originais de J.F Kurose and K.W. Ross.

Algoritmos Baseados em Vetor de Distâncias

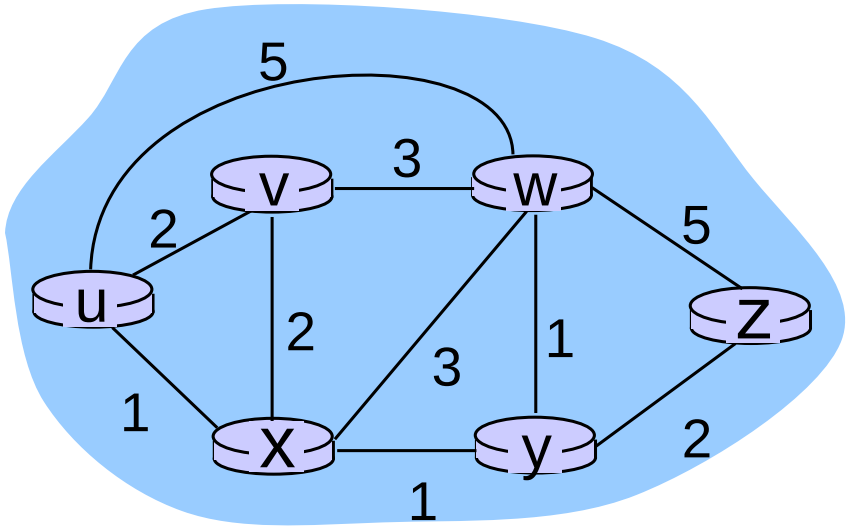
Algoritmo de Vetor de Distâncias

- **Equação de Bellman-Ford**.
  - Programação dinâmica.
- Seja $d_a(b)$ o custo do caminho de menor custo de a para b.
- Digamos que queremos calcular o custo do melhor caminho entre x e y.
- Suponha que, **de alguma forma**, conhecemos o custo dos melhores caminhos de todos os vizinhos v de x até y.
- Então:

$$d_x(y) = min_v \left\{ c(x, y) + d_v(y) \right\}$$

- Em outras palavras, o melhor caminho de x para y **necessariamente**:
  - Tem como próximo salto um vizinho de x.
  - Utiliza o melhor caminho deste vizinho até y.

Equação de Bellman-Ford: Exemplo



- Claramente:

$$d_v(z) = 5,\ d_x(z) = 3,\ d_w(z) = 3$$

- Equação de Bellman-Ford diz que:

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

- Vizinho que resulta no custo mínimo é o próximo salto do caminho mais curto.
- Informação armazenada na tabela de roteamento.

Algoritmo de Vetor de Distâncias (I)

- **$D_x(y)$**: estimativa do custo mínimo de x para y.
  - Cada nó x mantém **vetor de distâncias** $D_x = \left[D_x(y), \forall y \in N\right]$.
- Nó x:
  - Conhece custo para cada vizinho v: $c(x, v)$.
  - Recebe os vetores de distância de seus vizinhos: $D_x = \left[D_x(y), \forall y \in N\right]$

Algoritmo de Vetor de Distâncias (II)

- **Ideia chave:**
  - De tempos em tempos, cada nó envia seu próprio vetor de distância com suas estimativas para cada vizinho.
  - Quando x recebe novo vetor de distância de um vizinho, ele atualiza seu próprio vetor, aplicando a equação de Bellman-Ford:

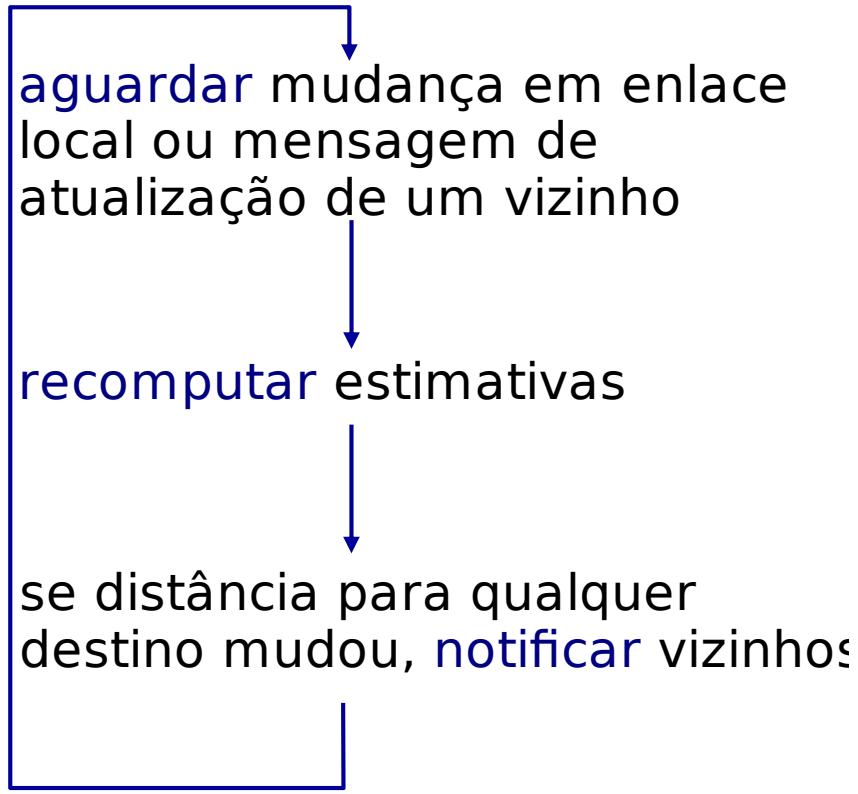
$$D_x(y) = min_v \left\{ c(x,y) + d_v(y) \right\}$$

  - Sob hipóteses razoáveis na prática, as estimativas $D_x(y)$ convergem para os menores custos reais $d_x(y)$.

Algoritmo de Vetor de Distâncias (III)

- **Iterativo, assíncrono.**
  - Cada iteração local causada por:
    - Alteração no custo de um enlace local.
    - Ou pelo recebimento de um vetor de distâncias atualizado.
- **Distribuído:**
  - Cada nó notifica vizinhos apenas quando seu vetor de distâncias muda.
  - Vizinhos repassam informação da mudança para seus vizinhos, se necessário.

- **Operação em cada nó:**



Vetor de Distâncias: Exemplo (I)

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

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

Tabela nó x

origem \ destino	x	y	z
x	0	2	7
y	∞	∞	∞
z	∞	∞	∞

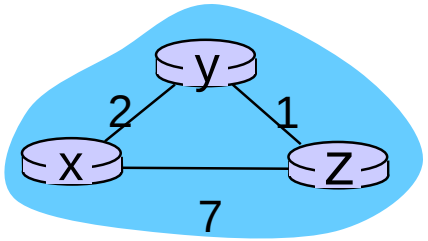
origem \ destino	x	y	z
x	0	2	3
y	2	0	1
z	7	1	0

Tabela nó y

origem \ destino	x	y	z
x	∞	∞	∞
y	2	0	1
z	∞	∞	∞

Tabela nó z

origem \ destino	x	y	z
x	∞	∞	∞
y	∞	∞	∞
z	7	1	0



tempo

Vetor de Distâncias: Exemplo (II)

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

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

Tabela nó x

origem \ destino	x	y	z
x	0	2	7
y	∞	∞	∞
z	∞	∞	∞

origem \ destino	x	y	z
x	0	2	3
y	2	0	1
z	7	1	0

origem \ destino	x	y	z
x	0	2	3
y	2	0	1
z	3	1	0

Tabela nó y

origem \ destino	x	y	z
x	∞	∞	∞
y	2	0	1
z	∞	∞	∞

origem \ destino	x	y	z
x	0	2	7
y	2	0	1
z	7	1	0

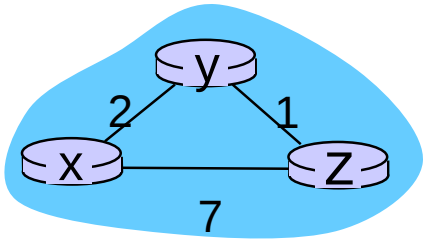
origem \ destino	x	y	z
x	0	2	3
y	2	0	1
z	3	1	0

Tabela nó z

origem \ destino	x	y	z
x	∞	∞	∞
y	∞	∞	∞
z	7	1	0

origem \ destino	x	y	z
x	0	2	7
y	2	0	1
z	3	1	0

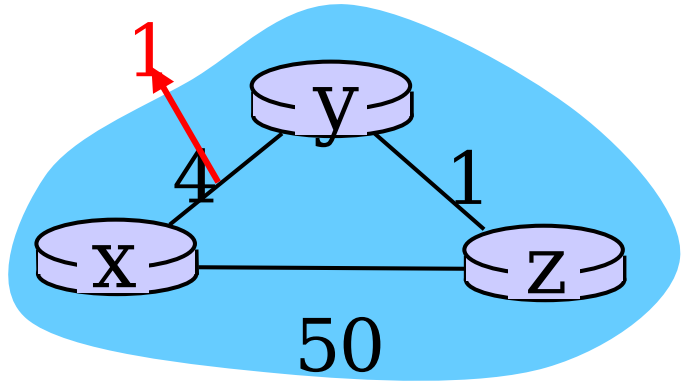
origem \ destino	x	y	z
x	0	2	3
y	2	0	1
z	3	1	0



tempo

Vetor de Distâncias: Mudanças nos Custos dos Enlaces (I)

- **Mudanças nos custos dos enlaces:**
  - Nó detecta alteração em custo de enlace local.
  - Atualiza informação de roteamento, recalcula vetor de distâncias.
  - Se vetor muda, notifica vizinhos.

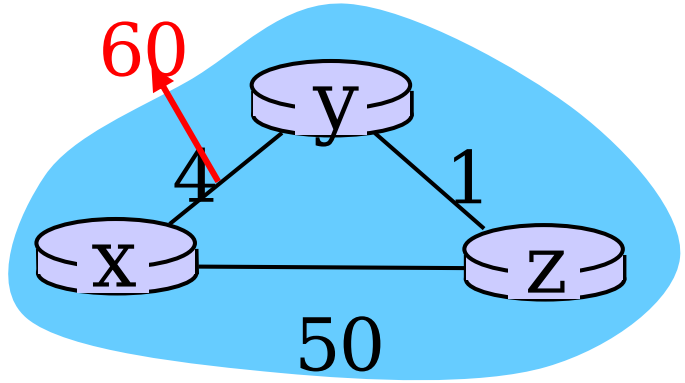


"Noticias boas viajam rápido"

- t_0: y detecta mudança no custo do enlace, atualiza vetor, informa seus vizinhos.
- t_1: z recebe atualização de y, atualiza sua tabela, computa novo custo mínimo para x, envia seu vetor para seus vizinhos.
- t_2: y recebe atualização de z, atualiza sua tabela. Menor custo para x não muda, logo y não envia nova mensagem para z.

Vetor de Distâncias: Mudanças nos Custos dos Enlaces (II)

- **Mudanças nos custos dos enlaces:**
  - Nó detecta alteração em custo de enlace local.
  - **"Notícias ruins demoram"**: problema de **contagem ao infinito**!
  - 44 iterações até que algoritmo se estabilize.



Envenenamento Reverso

- Se *z* usa *y* como próximo salto para *x*:
  - *z* anuncia para *y* que sua distância para *x* é infinita.
  - Assim *y* não escolherá *z* como próximo salto para *x*.
- **Resolve completamente o problema?**

Estado de Enlace *vs.* Vetor de Distância

- **Complexidade de mensagens:**
  - **LS:** com n nós, E enlaces, $O(nE)$ mensagens enviadas.
  - **DV:** mensagens trocadas apenas com vizinhos.
    - O **tempo de convergência** varia.
- **Velocidade de convergência:**
  - **LS:** complexidade de processamento de $O(n^2)$, mais $O(nE)$ mensagens trocadas.
    - Pode apresentar oscilações.
    - Pode haver *loops* no roteamento.
  - **DV:** tempo de convergência depende.
    - Pode haver *loops* nas rotas.
    - Pode haver contagem ao infinito.
- **Robustez:** o que acontece se o roteador funciona incorretamente?
  - **LS:**
    - Roteador defeituoso pode anunciar **custos de enlaces** errados.
    - Cada nó computa apenas a sua tabela.
  - **DV:**
    - Roteador pode anunciar **custo de um caminho** errado.
    - A tabela de roteamento de um nó é usada pelos demais.
      - Erro se propaga pela rede.

Roteamento Hierárquico

Roteamento Hierárquico (I)

- Nosso estudo sobre roteamento tem sido idealizado até aqui.
  - Roteadores são idênticos.
  - Rede é “plana”.
  - ... nada disso é verdade na prática na Internet.

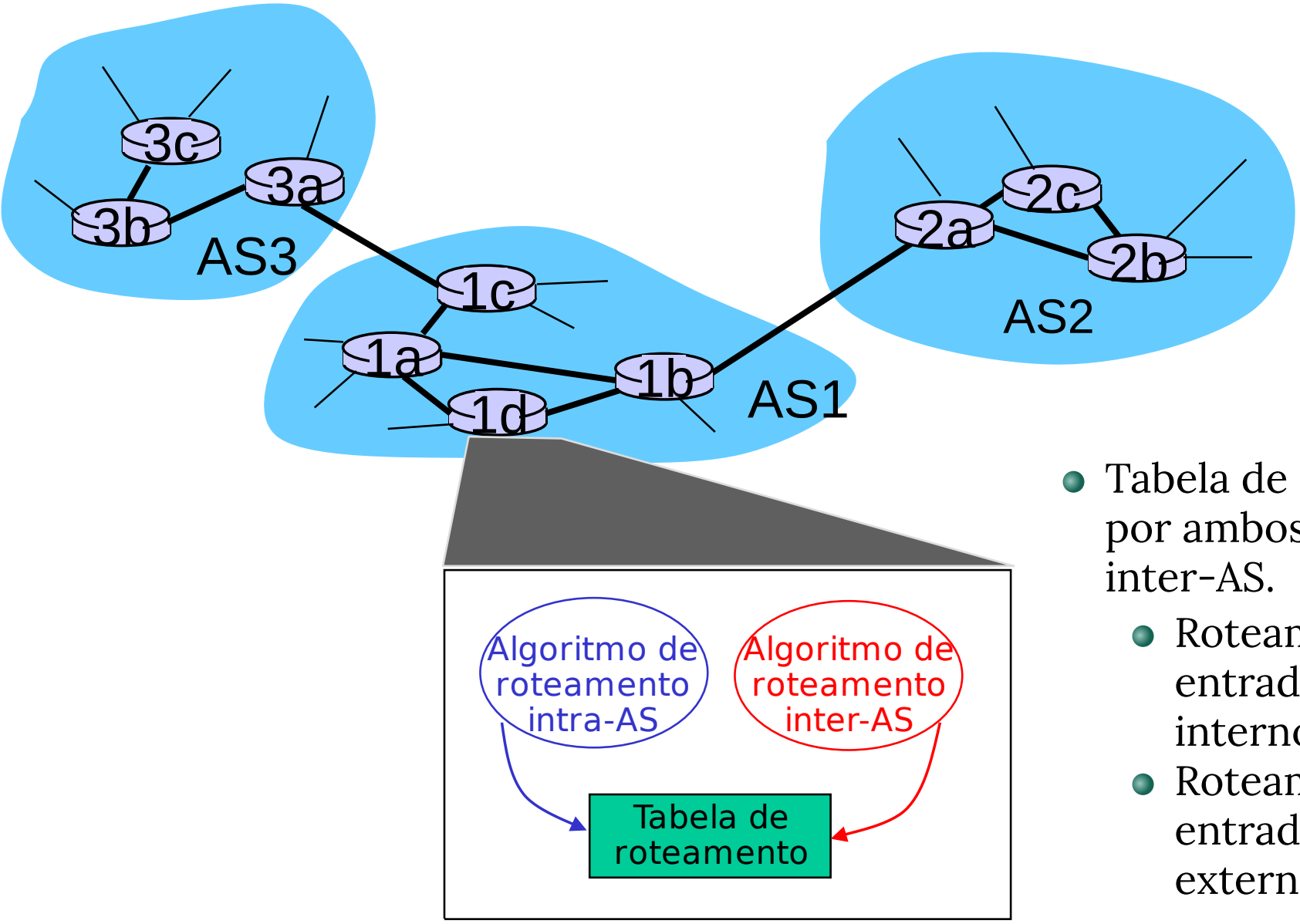
- **Escala:** com 600 milhões de destinos:
  - Não é possível armazenar todos os destinatários em tabelas de roteamento.
  - Trocas de tabelas de roteamento iria afogar os enlaces!

- **Autonomia administrativa:**
  - Internet = Rede de redes.
  - Cada administrador de rede pode querer controlar o roteamento na sua própria rede.

Roteamento Hierárquico (II)

- Agregar roteadores em regiões, **"sistemas autônomos"**.
  - Ou **AS**, da sigla em inglês.
- Roteadores no mesmo AS rodam o mesmo protocolo de roteamento.
  - Protocolo de roteamento **intra-AS**.
  - Roteadores em ASs diferentes podem rodar diferentes protocolos intra-AS.
- **Roteador *gateway*:**
  - Nas "bordas" do seu AS.
  - Possui enlace para roteador(es) de outros ASs.

ASs Interconectados

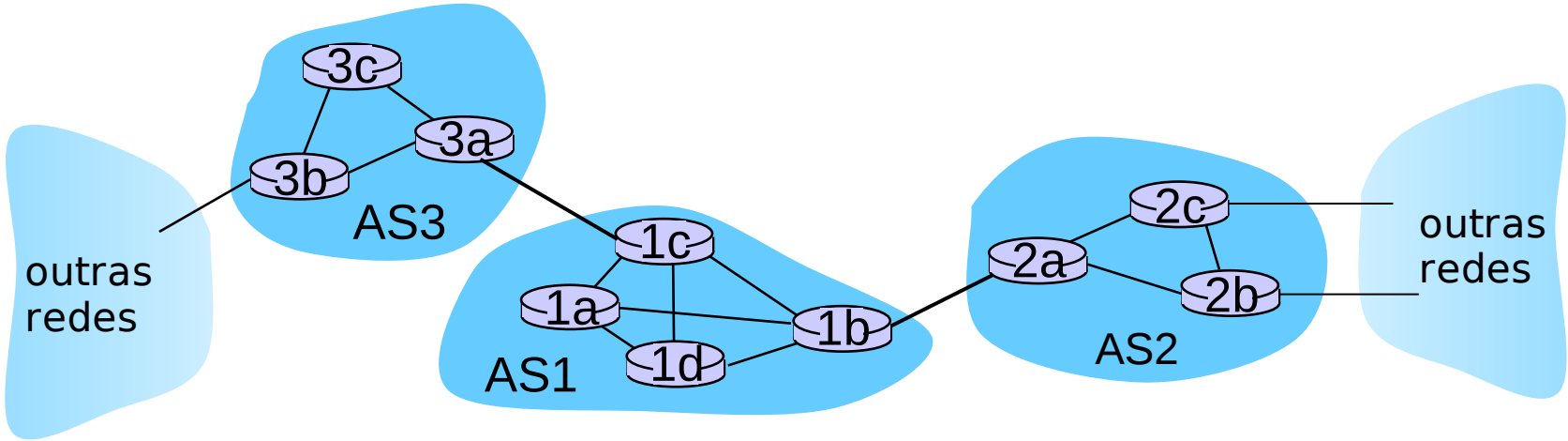


- Tabela de roteamento configurada por ambos os roteamentos intra- e inter-AS.
  - Roteamento intra-AS configura entradas para destinatários internos.
  - Roteamento inter-AS configura entradas para destinatários externos.

Tarefas do Roteamento Inter-AS

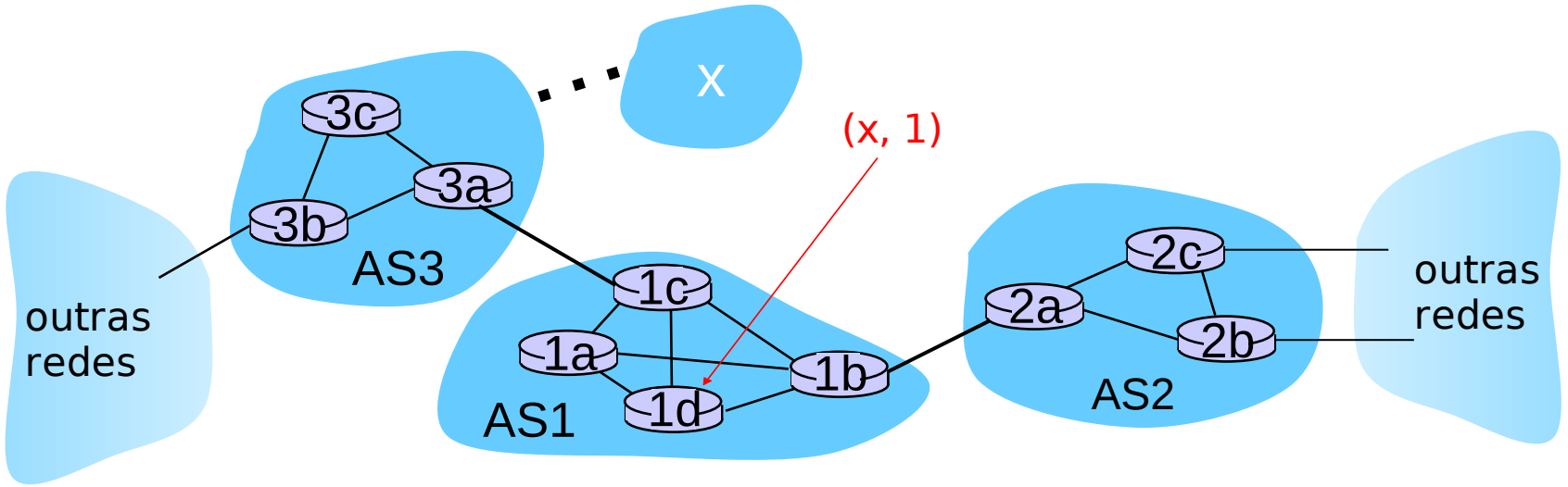
- Suponha que um roteador no AS1 recebe datagrama destinado para fora do AS1:
  - Roteador deve encaminhar pacote para um roteador *gateway*, mas qual?

- **AS1 deve:**
  - Aprender quais destinatártios são alcançáveis através do AS2 e quais através do AS3.
  - Propagar esta informação para todos os roteadores no AS1.
- **Trabalho do roteamento inter-AS!**



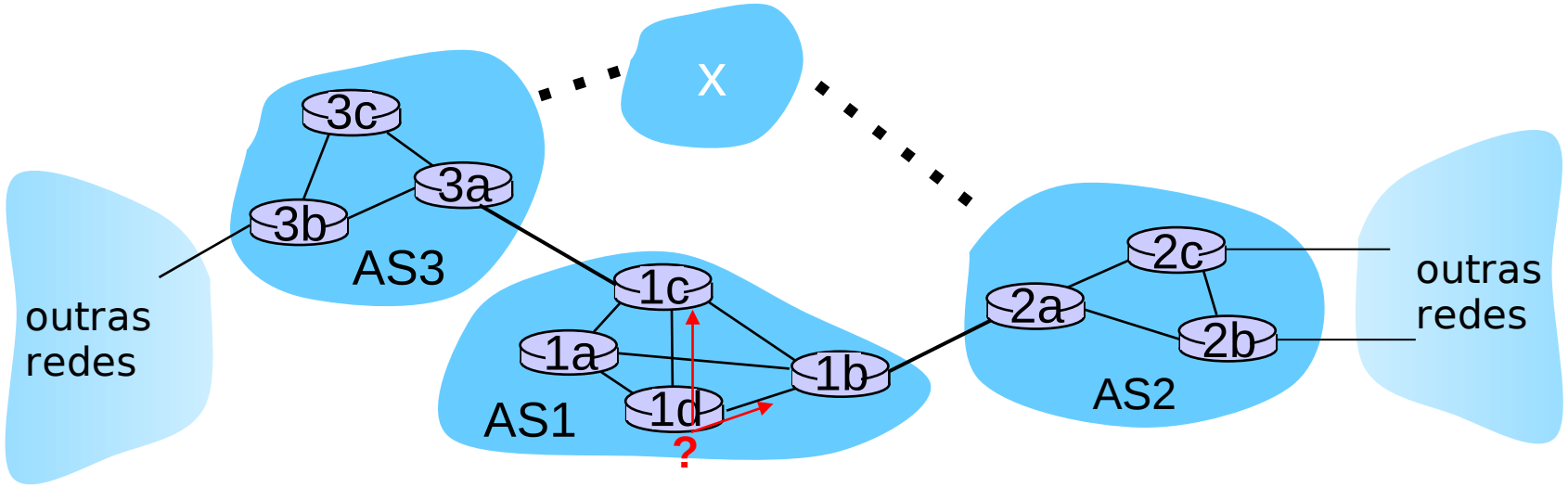
Exemplo: Configurando a Tabela de Roteamento do Roteador 1d

- Suponha que o AS1 aprenda (através do roteamento inter-AS) que a sub-rede **x** é alcançável pelo AS3 (*gateway* 1c), mas não via AS2.
  - Protocolo de roteamento inter-AS propaga esta informação para todos os roteadores internos.
- Roteador 1d determina, usando o roteamento intra-AS, que sua interface 1 está no caminho de menor custo para 1c.
  - Instala entrada `(x, 1)` na tabela de roteamento.



Exemplo: Escolhendo entre Múltiplos ASs (I)

- Agora suponha que o AS1 aprenda a partir do protocolo inter-AS que a sub-rede **x** é alcançável por ambos os ASs 3 e 2.
- Para reconfigurar a tabela de roteamento, o roteador 1d precisa determinar para qual *gateway* deve encaminhar os pacotes destinados a **x**.
  - Isto também é uma tarefa do protocolo de roteamento inter-AS!



Exemplo: Escolhendo entre Múltiplos ASs (II)

- Agora suponha que o AS1 aprenda a partir do protocolo inter-AS que a sub-rede **x** é alcançável por ambos os ASs 3 e 2.
- Para reconfigurar a tabela de roteamento, o roteador 1d precisa determinar para qual *gateway* deve encaminhar os pacotes destinados a **x**.
  - Isto também é uma tarefa do protocolo de roteamento intra-AS!
- **Roteamento batata-quente: envie** pacote em direção ao *gateway* mais próximo.

Aprenda pelo protocolo inter-AS que a sub-rede **x** é alcançável por múltiplos *gateways*. → Use informação de roteamento do protocolo intra-AS para determinar custo dos caminhos de menor custo para cada um dos *gateways*. → Roteamento batata-quente: escolha o *gateway* que tem o menor custo. → determine pela tabela de roteamento a interface **I** de próximo salto até o *gateway* de menor custo. Adicione uma entrada `(x, I)` à tabela.

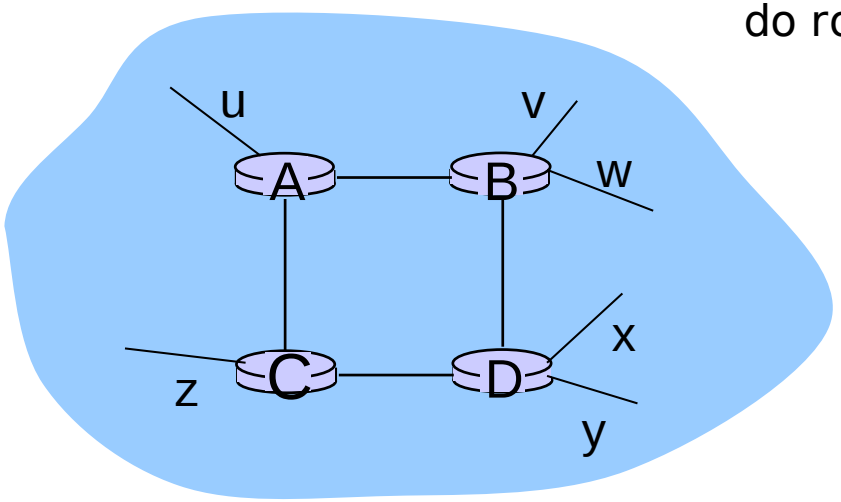
Roteamento Intra-AS

Roteamento Intra-AS

- Também conhecido como **IGP (*Interior Gateway Protocols*)**.
- Protocolos mais conhecidos desta categoria:
  - RIP: *Routing Information Protocol*.
  - OSPF: *Open Shortest Path First*.
  - IGRP: *Interior Gateway Routing Protocol* (Proprietário da Cisco).

RIP (*Routing Information Protocol*)

- Incluído no BSD-UNIX em 1982.
- Baseado em Vetor de Distâncias.
  - Métrica de roteamento: # de saltos (máximo = 15), cada enlace tem custo 1.
  - Vetores de distância anunciados a cada 30 segundos.
  - Cada anúncio: lista de até 25 **sub-redes de destino**.



do roteador A para as sub-redes de destino

sub-rede	saltos
u	1
v	2
w	2
x	3
y	3
z	2

RIP: Exemplo (I)

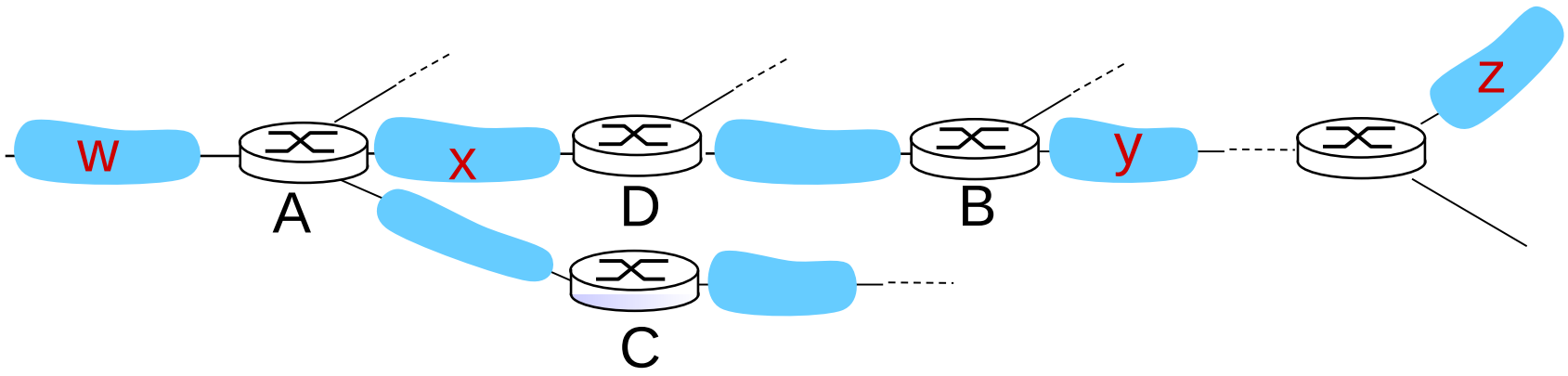


tabela de roteamento no roteador D

sub-rede destino	próx. salto	# saltos
w	A	2
y	B	2
z	B	7
x	--	1
....	....	....

RIP: Exemplo (II)

anúnicio de A para D

dest	next	hops
w	-	1
x	-	1
z	C	4
....	...	...

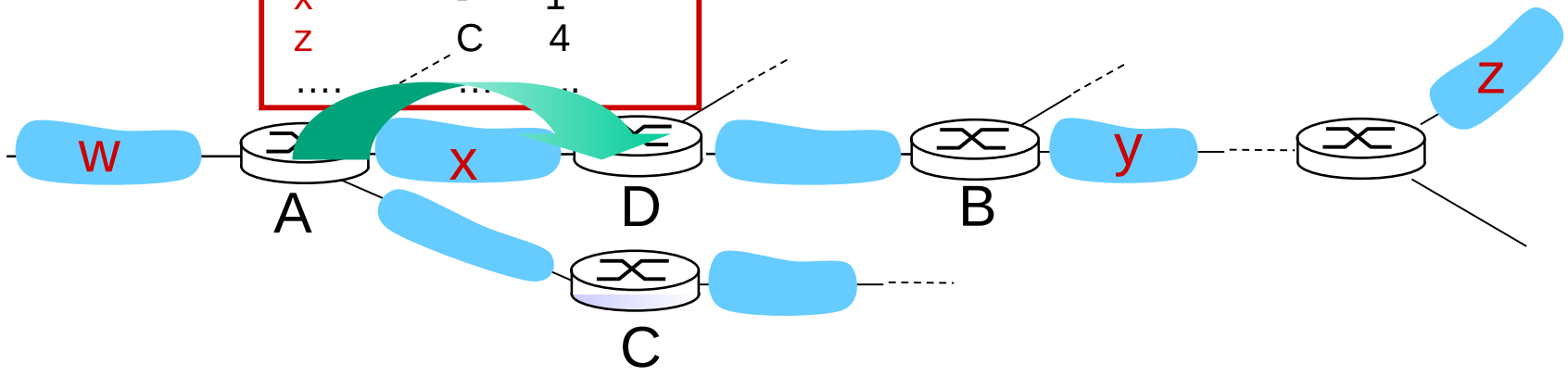


tabela de roteamento no roteador D

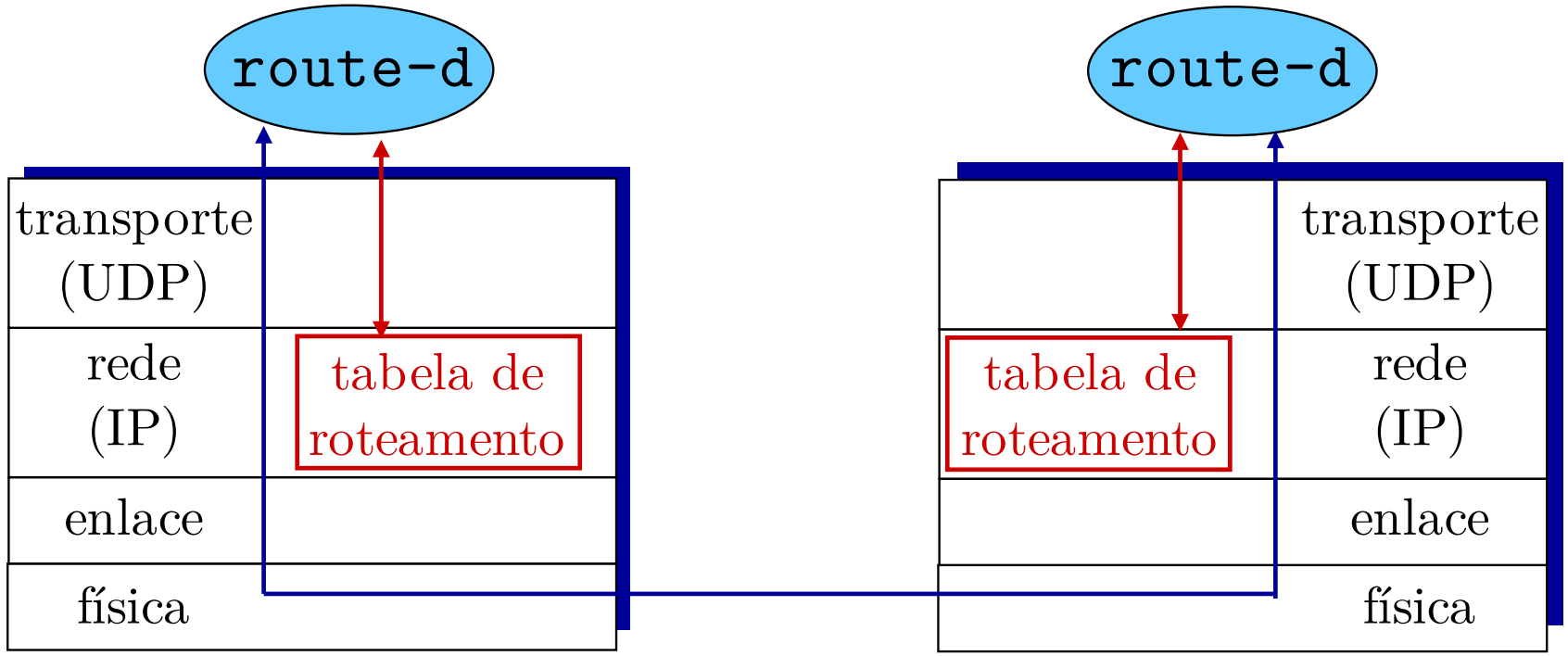
sub-rede destino	próx. salto	# saltos
w	A	2
y	B	2
z	~~B~~ A	~~7~~ 5
x	--	1
....	....	....

RIP: Falha de Enlaces, Recuperação

- Se nenhum anúncio é ouvido após 180 segundos, vizinho/enlace declarado morto.
  - Rotas através daquele vizinho são invalidadas.
  - Novos anúncios enviados aos demais vizinhos.
  - Vizinhos, por sua vez, enviam outros anúnicios (se suas tabelas mudaram).
  - Informação de falha de enlaces se propaga rapidamente (?) pela rede toda.
  - **Envenenamento reverso** usado para previnir *loops* em ping-pong (distância infinita = 16 saltos).

RIP: Processamento da Tabela de Roteamento

- Tabela de roteamento no RIP é gerenciada por um processo **no nível da aplicação** chamado de `route-d` (*daemon*).
- Anúncios são enviados em **pacotes UDP**, periodicamente repetidos.



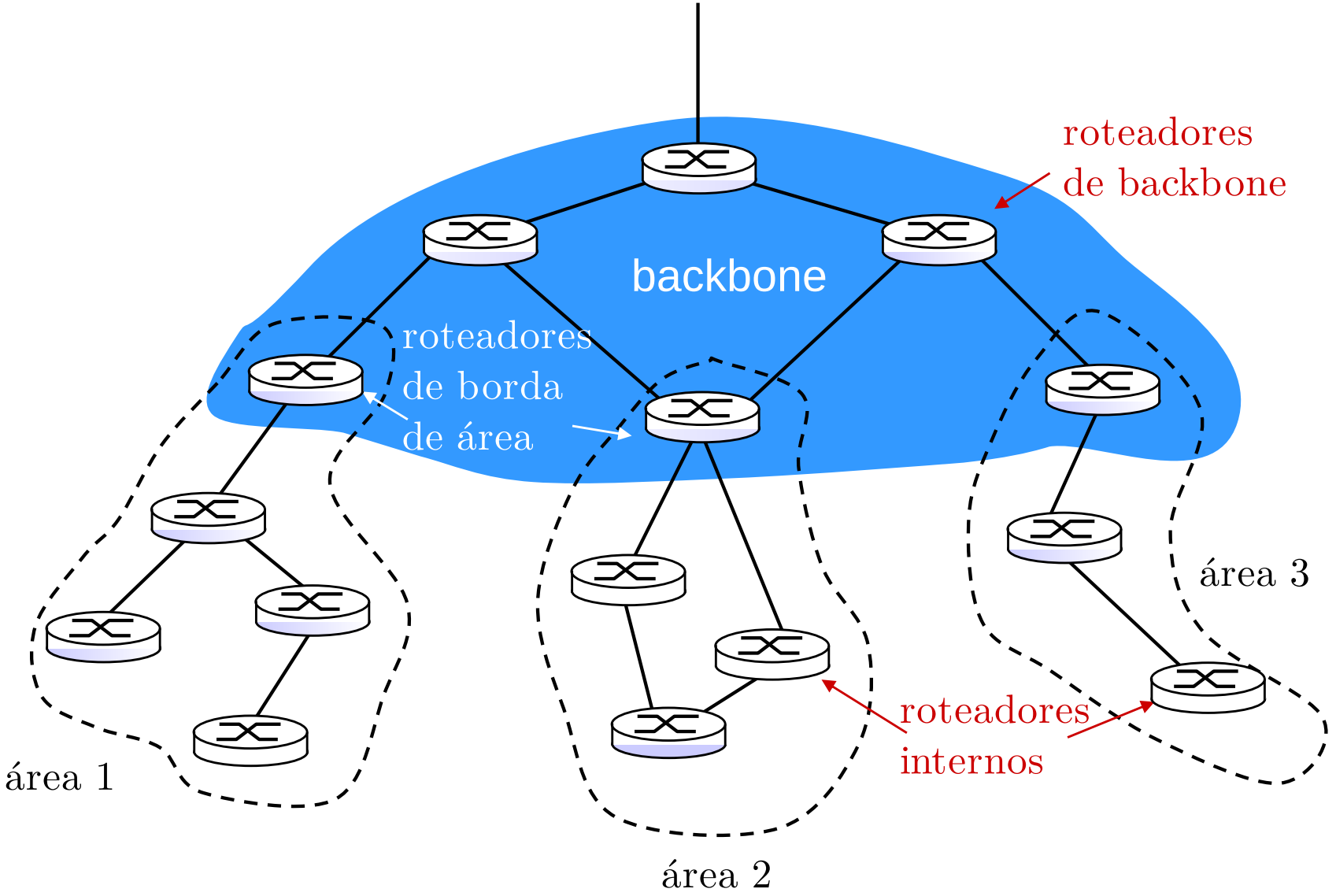
OSPF (*Open Shortest Path First*)

- "*open*": publicamente disponível.
- Utiliza roteamento baseado em Estado de Enlace.
  - Disseminação de mensagem de estado dos enlaces locais.
  - Mapa da topologia mantido locamente em cada nó.
  - Rotas computadas através do Algoritmo de Dijkstra.
- Anúnicios do OSPF carregam uma entrada para cada vizinho do nó.
- Anúncios inundados para o AS **inteiro**.
  - Transportados em mensagens OSPF diretamente sobre IP (ao invés de TCP ou UDP).
- Protocolo **IS-IS**: praticamente idêntico ao OSPF.

Funcionalidades “Avançadas” do OSPF (Não Encontradas no RIP)

- **Segurança:** todas as mensagens são autenticadas (para previnir ataques).
- **multipath:** múltiplos caminhos de mesmo custo são permitidos (RIP seleciona um único).
- Para cada enlace, múltiplas métricas para diferentes valores de **ToS**.
  - *e.g.*, enlaces de satélite tem custo “baixo” para tráfego de melhor esforço, mas alto para tráfego de tempo real.
- Suporte integrado para roteamento ***multicast***:
  - OSPF Multicast (MOSPF) usa as mesmas informações de topologia usadas pelo OSPF.
- **OSPF Hierárquico:** para execução em grandes domínios.

OSPF Hierárquico (I)



OSPF Hierárquico (II)

- **Hierarquia em dois níveis:** área local e *backbone*.
  - Anúncios de estado de enlace apenas dentro da área.
  - Cada nó conhece detalhadamente a topologia da sua área, mas conhece apenas a direção (caminho mais curto) para redes em outras áreas.
- **Roteadores de borda de área:** "resume" distâncias para redes na própria área, anunciam para outros Roteadores de Borda de Área.
- **Roteadores de *backbone*:** executam o OSPF limitado ao *backbone*.