Routing: Protocolos *Distance Vector*

Area de Ingeniería Telemática
http://www.tlm.unavarra.es

Grado en Ingeniería en Tecnologías de Telecomunicación, 3º

Temas de teoría

1. Introducción
2. QoS
3. Encaminamiento dinámico en redes IP
4. Tecnologías móviles
5. Otros temas

Objetivos

- Comprender el funcionamiento detallado de un protocolo Distance Vector
- Conocer los principales problemas de estos protocolos
- Conocer las posibles soluciones

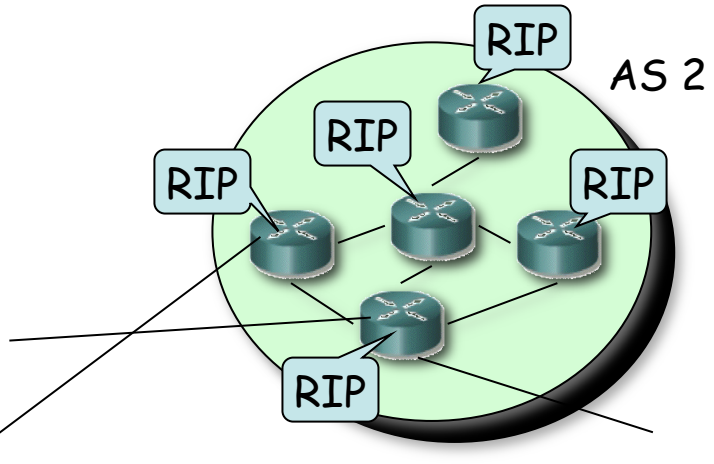
Distance Vector

- Cada nodo tiene unas distancias estimadas a cada destino (vector de distancias)
- Se las envía a todos sus vecinos periódicamente
- Generalmente algoritmo de Bellman-Ford distribuido
- No necesitan conocer la topología completa de la red
- Usado en la ARPANET hasta 1979
- Ejemplos: RIP, Xerox XNS RIP, IPX RIP, Cisco IGRP, DEC's DNA Phase IV, Apple's RTMP

RIP: Características

- *Routing Information Protocol*
- Distance Vector
- IGP
- RFC 1058 (v1), STD 56 (v2)
- routed en Unix BSD
- Emplea UDP
- Métrica:
  - Número de saltos
  - 16 = ∞
- Se envía el vector de distancias cada 30 segs (+/- 0 a 5s al azar)
- Cambios en la topología:
  - Ruta a red N por router G
  - Si no recibimos vector de G en 180segs marcar como inválida (∞)

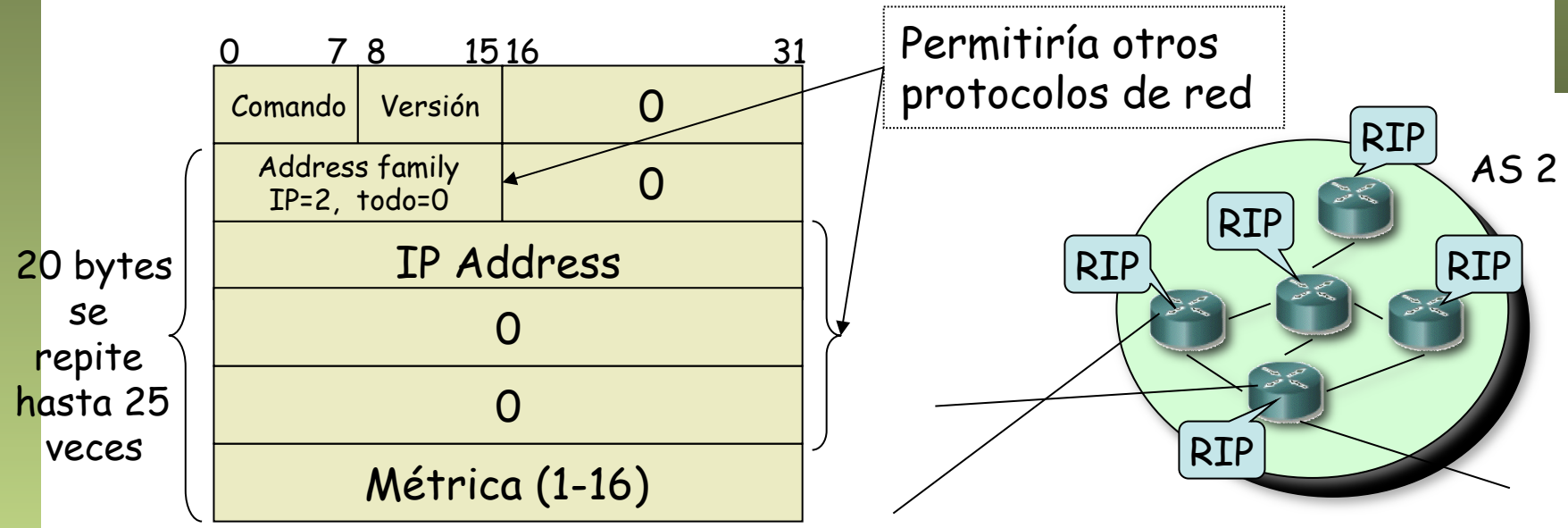
- No escala para redes grandes
- Mejor para redes con enlaces homogéneos
- Simple
- Malos tiempos de convergencia



RIP: Características

Tipos de PDUs:

- *Request*
  - Comando=1
  - Se puede pedir el coste a unos destinos o a todos
- *Response*
  - Comando=2
  - El *next-hop* es la IP que envía la PDU
  - Periódico o en respuesta a un *request*



RIP: Funcionamiento

Inicialización

- Manda un *request* especial por cada interfaz
- IP destino *broadcast*

Recibe un *request*

- Si es de inicialización manda todo el vector
- Si no, responde con los valores solicitados

Periódicamente

- Timer 30seg (de 25 a 35)
- Manda un *response* con todo el vector por cada interfaz
- IP destino broadcast

Recibe *response*

- **Actualiza** su vector y tabla de rutas
- Si la tiene reinicializa timer

Caduca timer de una ruta

- Timer de 180s para cada una
- Pasa a coste ∞
- Inicia timer para borrarla

Timer de borrado

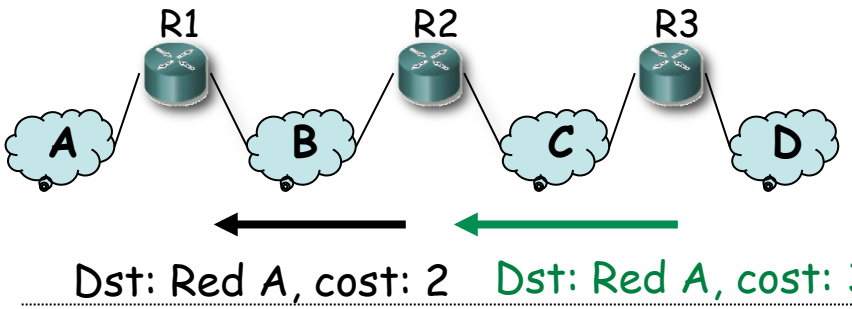
- Timer de 120s para una ruta invalidada

RIP: Actualización

1. Añadir 1 a la métrica de cada destino anunciado en el paquete de RIP recibido
2. Para cada entrada en el paquete
   - Si el destino no está en la tabla de rutas
     1. Añadirlo
   - Si no (sí está en la tabla)
     1. Si el siguiente salto en la tabla es el mismo que quien ha mandado el paquete de IP
        - Sustituir el coste por el nuevo
     2. Si no (diferente *next-hop*)
        - Si el coste es menor que el de la tabla
          - Sustituir el coste y el *next-hop*

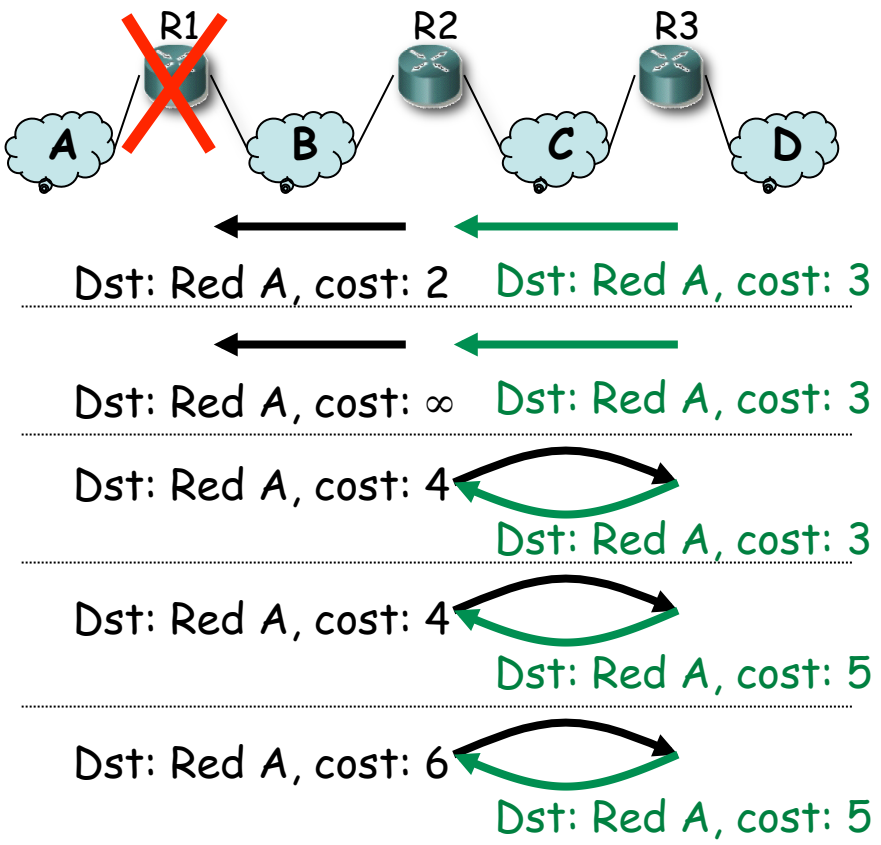
Bad news travel slowly

- Supongamos que R1 falla (…)
- Aprox. 3min después R2 marca la ruta como inválida (…)
- Si antes de que envíe el vector a R3 se lo envía él (…)
- ¡ Ahora piensa que se va por R3 !
- Pero cuando informa a R3 del nuevo camino éste verá un aumento en el coste (…)
- Y así *ad infinitum* (…)
- Proceso de cuenta a infinito
- Infinito = 16 !



Bad news travel slowly

- Supongamos que R1 falla (…)
- Aprox. 3min después R2 marca la ruta como inválida (…)
- Si antes de que envíe el vector a R3 se lo envía él (…)
- ¡ Ahora piensa que se va por R3 !
- Pero cuando informa a R3 del nuevo camino éste verá un aumento en el coste (…)
- Y así *ad infinitum* (…)
- Proceso de cuenta a infinito
- Infinito = 16 !



Cuentas a infinito

Split horizon

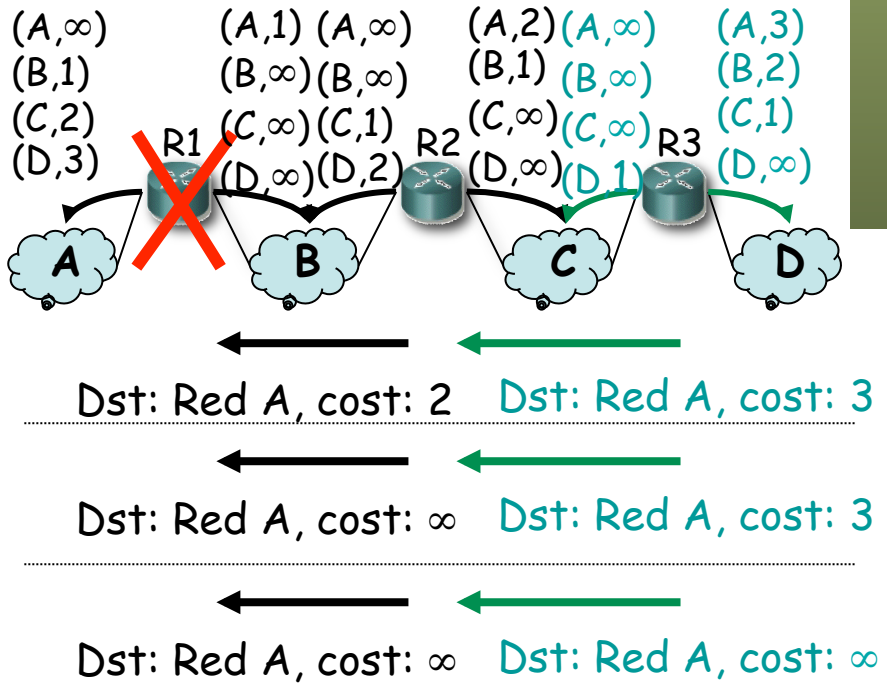
- Al enviar vector por un interfaz **no incluir** los destinos a los que se llega por él
- Mensajes más pequeños
- Evita el bucle anterior

Ejemplo (… …):

- Caduca timer (180s) en R2 (…)
- Caduca timer (30s) en R2, envía vector (…)

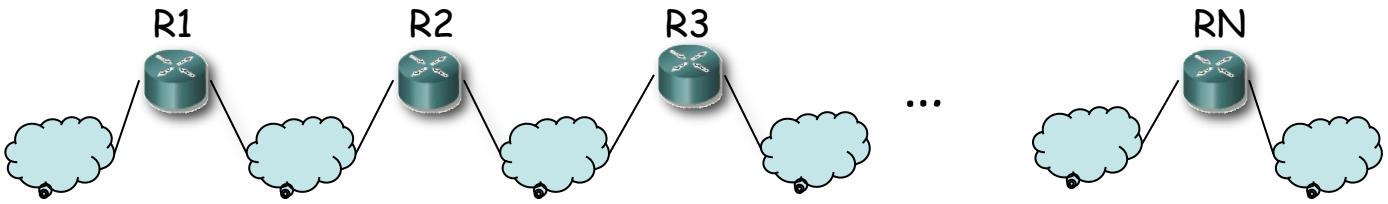
Split horizon with poisoned reverse

- Al enviar vector por un interfaz anunciar los destinos a los que se llega por él con métrica ∞
- No hay que esperar al timeout de la ruta
- Mensajes vuelven a ser grandes



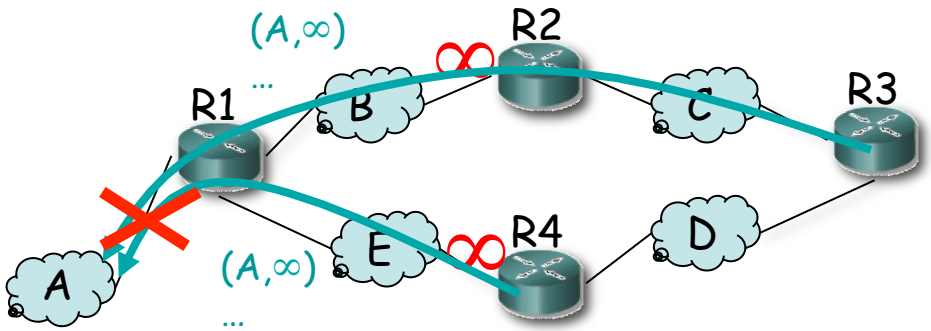
Bad news travel slowly

- Convergencia lenta
- Ejemplos:
  - Actualización de información
    - Caso peor N x 30seg para llegar al otro extremo
  - Pérdida de ruta
    - Caso peor N x 180seg hasta el otro extremo
- ¿ Mejorar estos tiempos ?
  - ***Triggered updates***: Enviar el vector en cuanto se produzca un cambio en el mismo



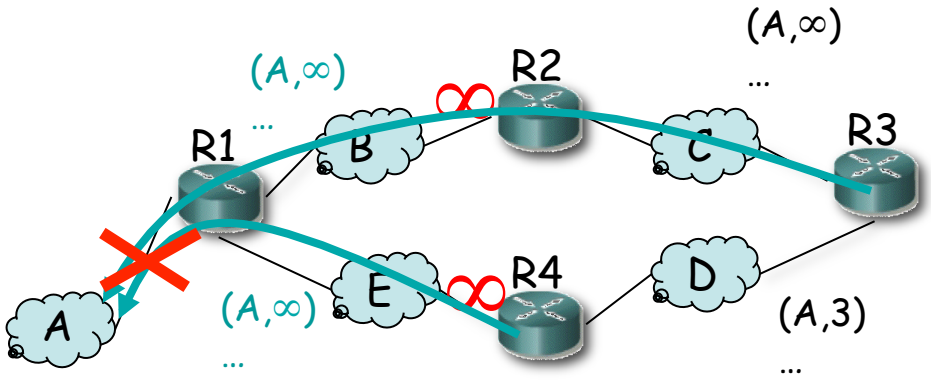
Cuentas a infinito

- Supongamos la topología de la figura
- Usan *split horizon with poisoned reverse*
- Las flechas son las rutas hacia la Red A (…)
- Supongamos que falla el interfaz de R1 en la Red A (…)
- R1 anuncia coste ∞ a R2 y R4 (…)
- Puede que antes de que avisen a R3 él envíe su actualización periódica (…)
- R4 introduce una entrada hacia la Red A por R3 (…)
- R4 anunciará esa ruta a R1 (…)
- R1 creerá que se llega por R4 con coste 5 (…)
- R1 lo anunciará a R2 (…)
- R2 creerá que se llega por R1 (…)
- Y luego R2 hasta llegar a R3 (…)



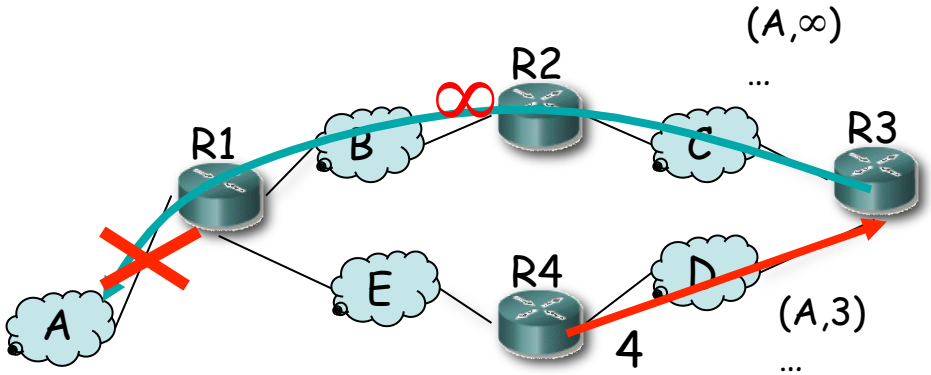
Cuentas a infinito

- Supongamos la topología de la figura
- Usan *split horizon with poisoned reverse*
- Las flechas son las rutas hacia la Red A (…)
- Supongamos que falla el interfaz de R1 en la Red A (…)
- R1 anuncia coste ∞ a R2 y R4 (…)
- Puede que antes de que avisen a R3 él envíe su actualización periódica (…)
- R4 introduce una entrada hacia la Red A por R3 (…)
- R4 anunciará esa ruta a R1 (…)
- R1 creerá que se llega por R4 con coste 5 (…)
- R1 lo anunciará a R2 (…)
- R2 creerá que se llega por R1 (…)
- Y luego R2 hasta llegar a R3 (…)



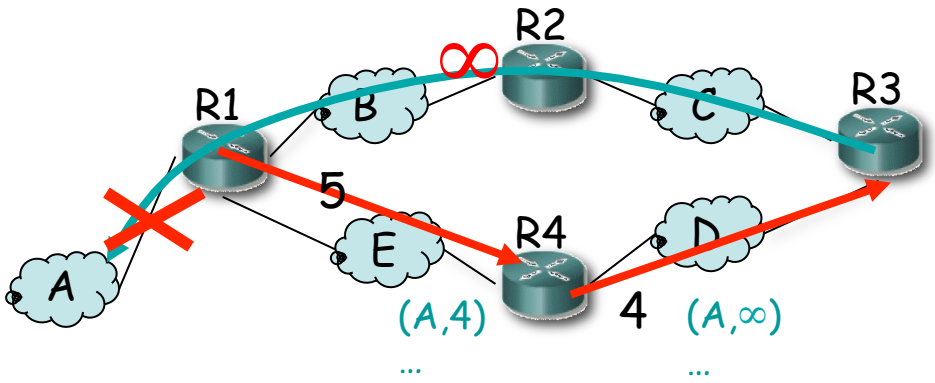
Cuentas a infinito

- Supongamos la topología de la figura
- Usan *split horizon with poisoned reverse*
- Las flechas son las rutas hacia la Red A (…)
- Supongamos que falla el interfaz de R1 en la Red A (…)
- R1 anuncia coste ∞ a R2 y R4 (…)
- Puede que antes de que avisen a R3 él envíe su actualización periódica (…)
- R4 introduce una entrada hacia la Red A por R3 (…)
- R4 anunciará esa ruta a R1 (…)
- R1 creerá que se llega por R4 con coste 5 (…)
- R1 lo anunciará a R2 (…)
- R2 creerá que se llega por R1 (…)
- Y luego R2 hasta llegar a R3 (…)



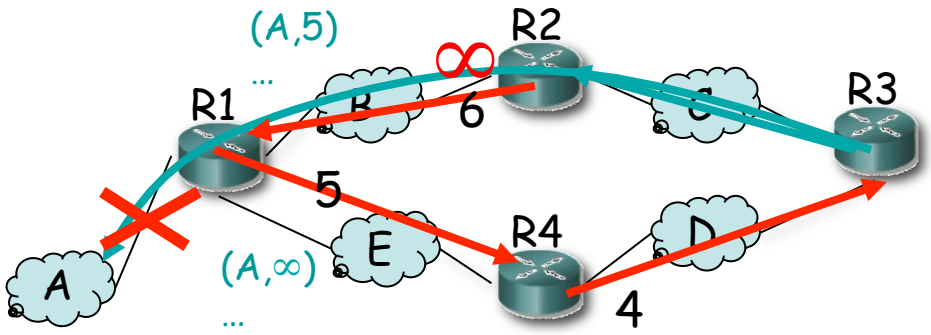
Cuentas a infinito

- Supongamos la topología de la figura
- Usan *split horizon with poisoned reverse*
- Las flechas son las rutas hacia la Red A (…)
- Supongamos que falla el interfaz de R1 en la Red A (…)
- R1 anuncia coste ∞ a R2 y R4 (…)
- Puede que antes de que avisen a R3 él envíe su actualización periódica (…)
- R4 introduce una entrada hacia la Red A por R3 (…)
- R4 anunciará esa ruta a R1 (…)
- R1 creerá que se llega por R4 con coste 5 (…)
- R1 lo anunciará a R2 (…)
- R2 creerá que se llega por R1 (…)
- Y luego R2 hasta llegar a R3 (…)



Cuentas a infinito

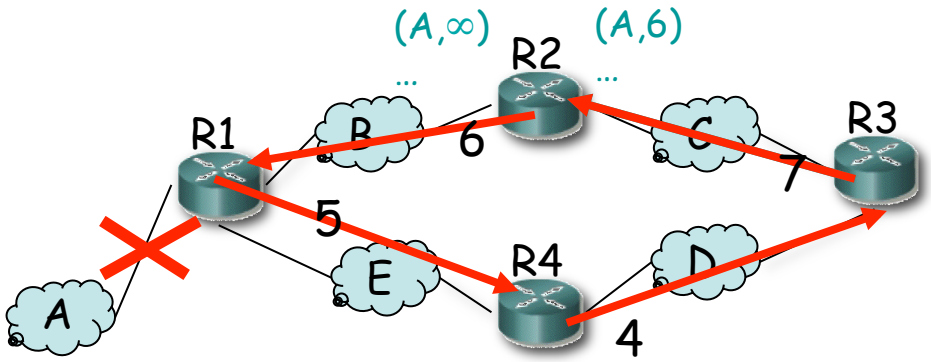
- Supongamos la topología de la figura
- Usan *split horizon with poisoned reverse*
- Las flechas son las rutas hacia la Red A (…)
- Supongamos que falla el interfaz de R1 en la Red A (…)
- R1 anuncia coste ∞ a R2 y R4 (…)
- Puede que antes de que avisen a R3 él envíe su actualización periódica (…)
- R4 introduce una entrada hacia la Red A por R3 (…)
- R4 anunciará esa ruta a R1 (…)
- R1 creerá que se llega por R4 con coste 5 (…)
- R1 lo anunciará a R2 (…)
- R2 creerá que se llega por R1 (…)
- Y luego R2 hasta llegar a R3 (…)



Cuentas a infinito

- Supongamos la topología de la figura
- Usan *split horizon with poisoned reverse*
- Las flechas son las rutas hacia la Red A (…)
- Supongamos que falla el interfaz de R1 en la Red A (…)
- R1 anuncia coste ∞ a R2 y R4 (…)
- Puede que antes de que avisen a R3 él envíe su actualización periódica (…)
- R4 introduce una entrada hacia la Red A por R3 (…)
- R4 anunciará esa ruta a R1 (…)
- R1 creerá que se llega por R4 con coste 5 (…)
- R1 lo anunciará a R2 (…)
- R2 creerá que se llega por R1 (…)
- Y luego R2 hasta llegar a R3 (…)

¡ Cuenta a infinito !



Cuentas a infinito

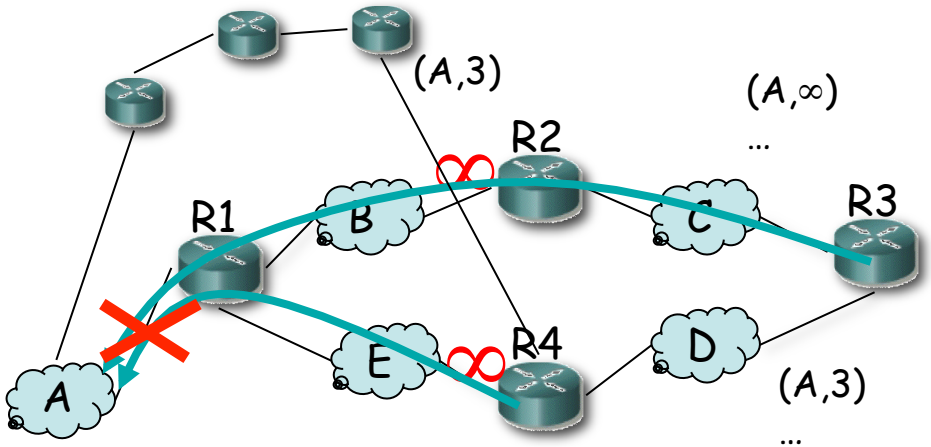
Solución

- *Hold down period*
- Al marcar una ruta como inválida
- Esperar un tiempo antes de aceptar nuevas rutas a ese destino
- Ejemplo:
  - R4 entra en *hold down*
  - Ignora ruta anunciada por R3

¿Cuánto esperar?

- Depende del tamaño de la red
- Se sobredimensiona (120s)
- Si hay una ruta alternativa tardará en descubrirla (…)

Split horizon + posioned reverse + Triggered updates + hold down interval
¡ Ya no es tan simple !



Otros problemas

- Para redes pequeñas
  - 16 = ∞
  - Malos tiempos de convergencia (cuentas a infinito)
- Anuncia una ruta con la dirección de la red (sin máscara)
  - ¡ Solo sirve para redes *classful* !
  - También para subredes clásicas (*subnetting*) ¿Cómo? (…)

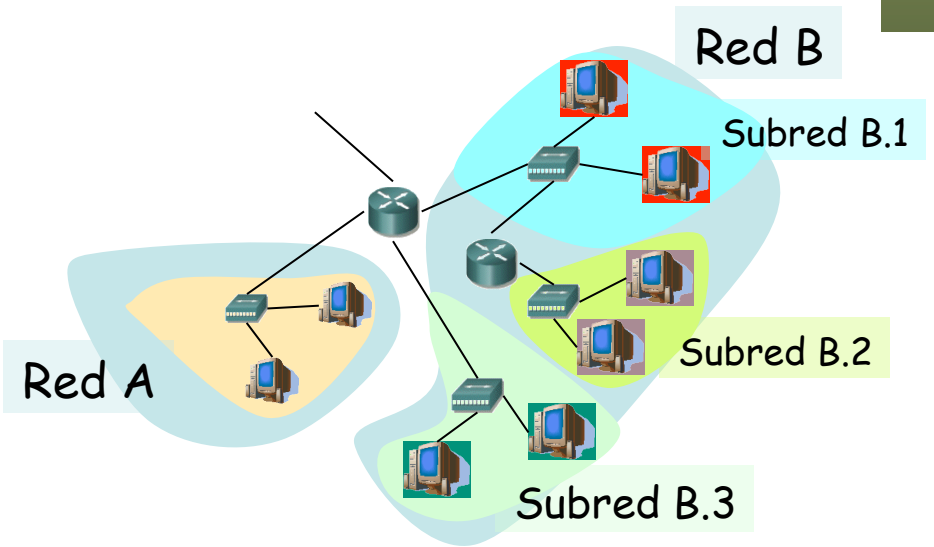
RIPv1 y *subnetting* clásico

Forwarding

- Router calcula el NetworkID de la red a la que pertenece la dirección destino (classful)
- ¿Tiene un interfaz en esa red?
  - No: Red destino identificada
  - Sí: Toma la máscara del interfaz que tiene en esa red y calcula el ExtendedNetworkID

RIPv1

- Al recibir mensaje toma la máscara del interfaz
- Sirve mientras internamente se use la misma máscara en todas las subredes



RIPv2

Route Tag

- Para distinguir rutas internas de externas
- Debe mantenerse y reenviarse
- Ejemplo: AS number

Subnet mask

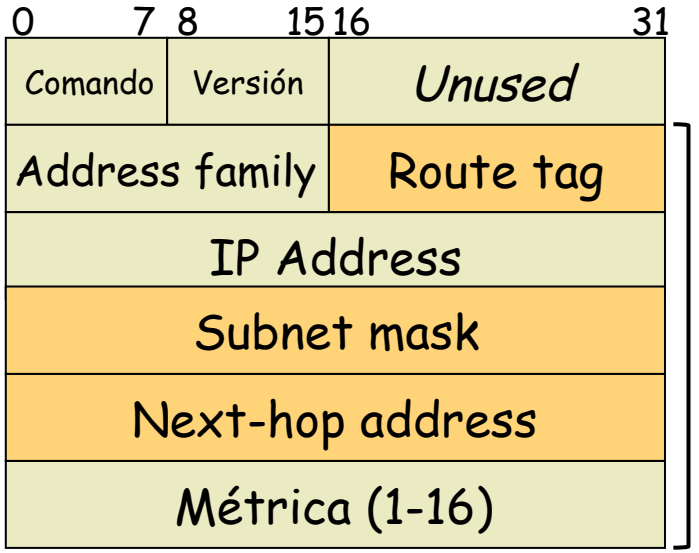
- Soporta CIDR

Next-hop

- A quién reenviar
- 0.0.0.0 = este router
- Otro, debe ser directamente accesible

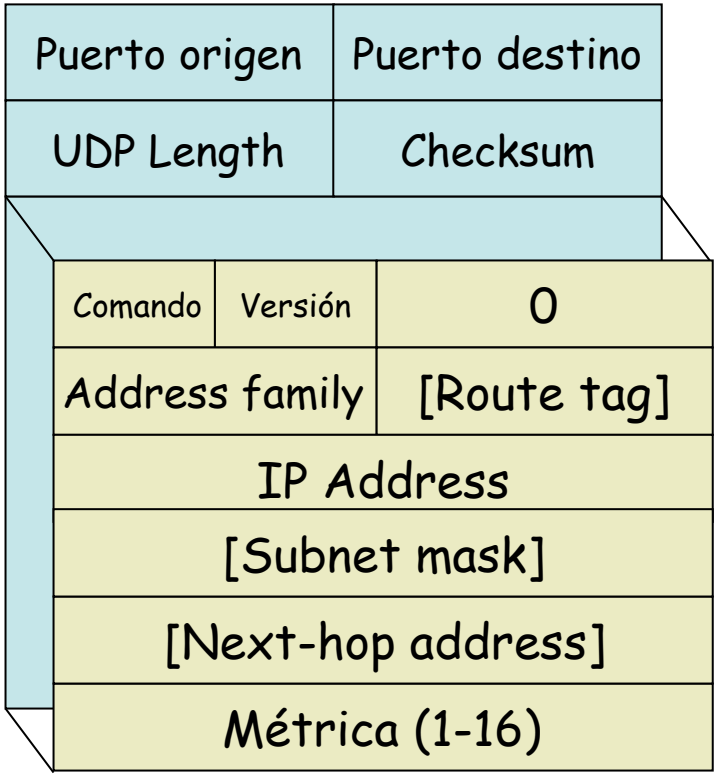
Autentificación

- Primera entrada *addr. family = 0xFFFF*
- *Route tag* = tipo (2 ó 3)
  - 2 : password (texto plano en el resto)
  - 3 : autentificación criptográfica (RFC 4822)



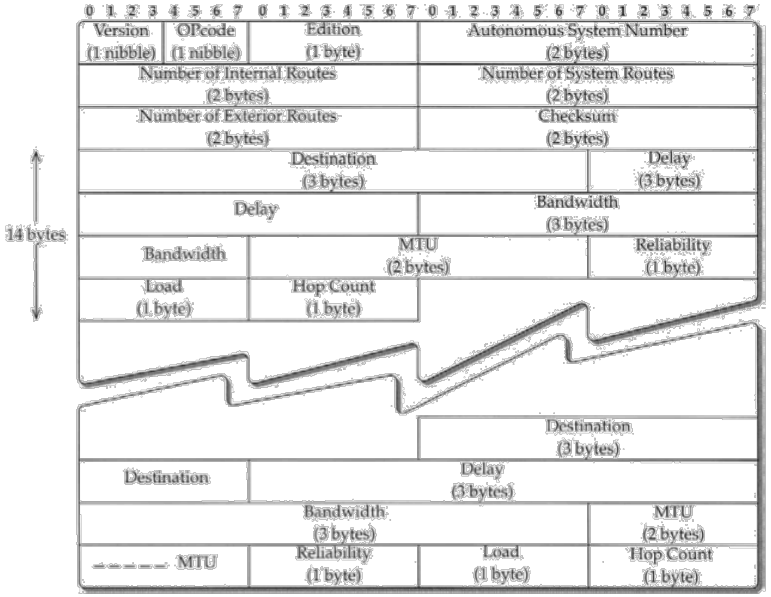
Transporte de RIP

- RIP se transporta dentro de datagramas UDP
- Puerto reservado: 520
- *Updates* periódicos enviados al puerto 520
- *Updates* enviados con puerto origen 520
- Repuestas a un *request* se envían al puerto origen del mismo
- IP destino:
  - RIPv1: Broadcast
  - RIPv2: Multicast (224.0.0.9 *RIP2 Routers*)



IGRP

- Propietario de Cisco (Interior Gateway Routing Protocol)
- Soportar redes más grandes (16 < ∞)
- Classful (no soporta máscaras de longitud variable)
- Puede calcular múltiples rutas a un destino para permitir balanceo (aunque no tengan el mismo coste)
- Puede transportar un ASN (distingue instancias concurrentes)
- Puede anunciar rutas al exterior que se emplean para seleccionar la ruta por defecto
- Emplea spit-horizon, poison-reverse y holdown-timer
- Updates cada 90s (+-)
- Paquetes a broadcast
- Directamente sobre IP (protocolo 9 reservado para un IGP)



IGRP

- Métrica combinación no lineal con pesos ($K_1 \ldots K_5$)
  - Bandwidth (B): $B=10^7/B_{raw}$, donde B_{raw} es la **menor** capacidad en kbps en el camino
  - Delay (D): ante red descargada, $D=D_{raw}/10$, D_{raw} acumulado en el camino, en µs
  - Reliability (R): medida de paquetes que cruzan el enlace (1-255)
  - Load (L): carga de tráfico (1-255), *exponential weighted average* de 5min actualizada cada 5s

$$C = \begin{cases} \left(K_1 \times B + K_2 \times \frac{B}{256-L} + K_3 \times D\right) \times \left(\frac{K_5}{R+K_4}\right), & \text{if } K_5 \neq 0 \\ K_1 \times B + K_2 \times \frac{B}{256-L} + K_3 \times D, & \text{if } K_5 = 0. \end{cases}$$

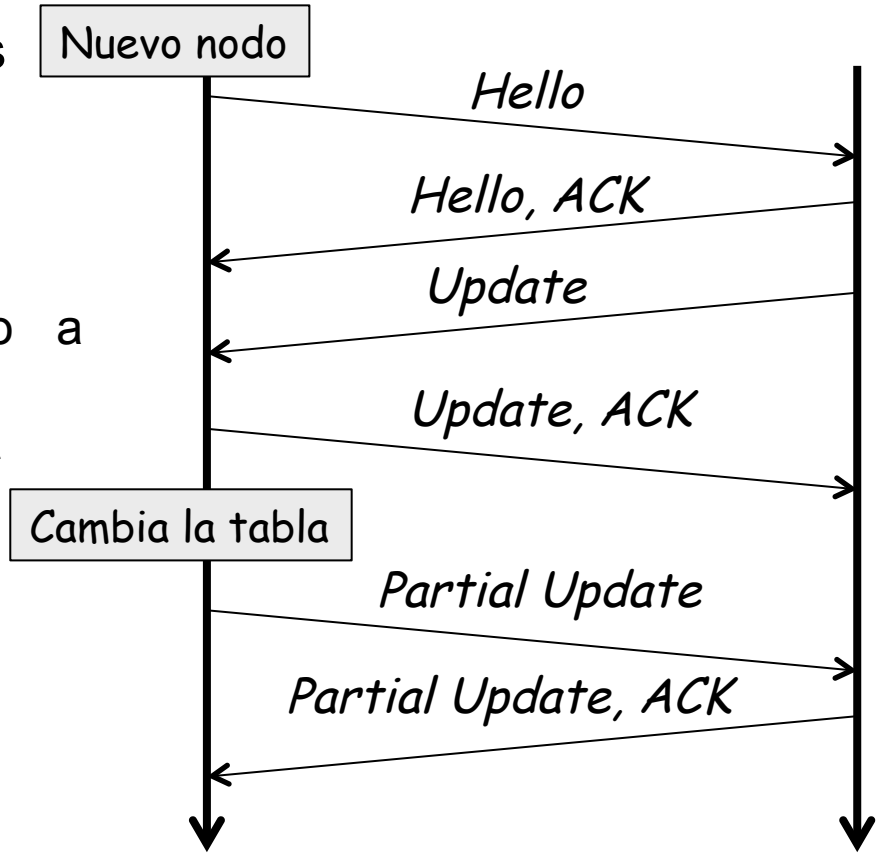
- Anuncia todos los valores, no la combinación
- También anuncia la MTU y el número de saltos
- Por defecto K1=K3=1 y K2=K4=K5=0
- Es decir, por defecto C = B + D
- Métrica de 24bits

EIGRP

- Propietario de Cisco (Enhanced Interior Gateway Protocol)
- Classless
- Paquetes a multicast 224.0.0.10 (*IGRP Routers*)
- Son confirmados (en unicast, es un *reliable multicast*)
- Directamente sobre IP (protocolo 88)
- Puede usar autentificación en los mensajes
- Métrica de 32bits
- Vecinos se comunican los pesos y deben ser iguales
- $C_{EIGRP} = 256 \times C_{IGRP}$
- Es distance-vector, anuncia: {destino, next-hotp, distancia}
- Pero no emplea la ecuación de Bellman-Ford
- Emplea DUAL (Diffusing Update Algorithm)
- Con DUAL evita los bucles de enrutamiento (probado matemáticamente)

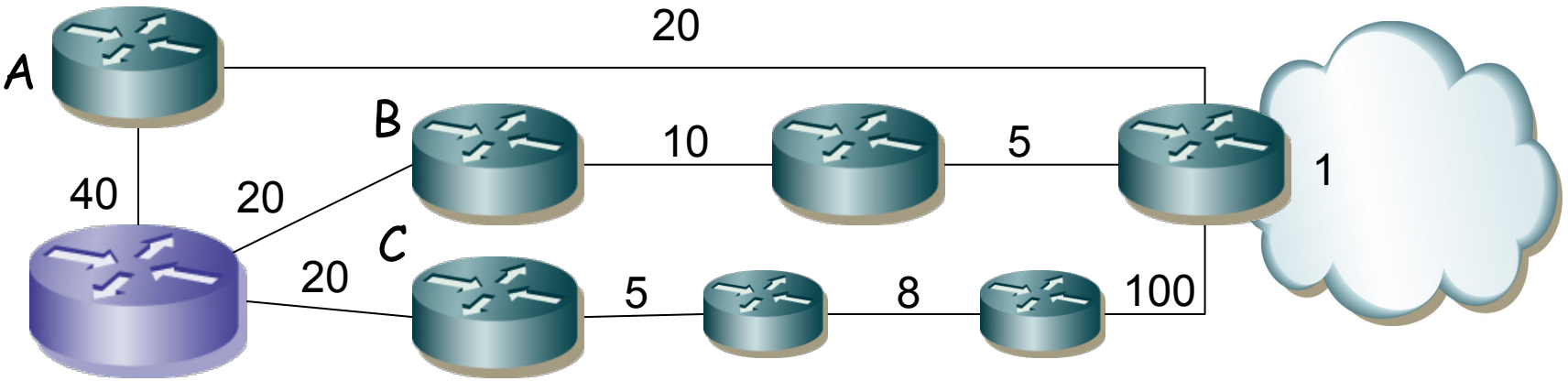
DUAL / EIGRP

- Descubre nodos adyacentes y pérdida de conectividad
  - Mensajes *HELLO* (periódicos, multicast) en EIGRP no confirmados
  - Deben tener mismo ASN y pesos (K_i) para ir a la lista de vecinos
  - Si de un vecino no se recibe ACK se retransmite en unicast
  - Vecino se considera inalcanzable tras 16 retransmisiones
- Updates fiables y ordenados
  - Stop&Wait
  - No son periódicos
  - Bajo demanda (unicast)
  - O Ante cambios solo a afectados (multicast)
- También hay *queries/replies*



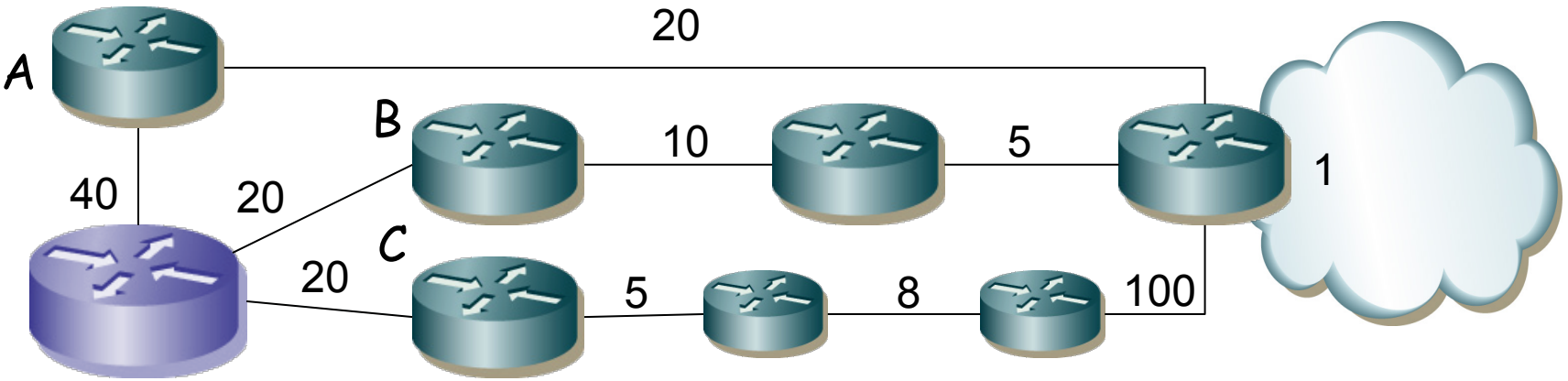
DUAL

- La **distancia viable** es la menor al destino (*feasible distance*)
- Ejemplo: 36 (por B)



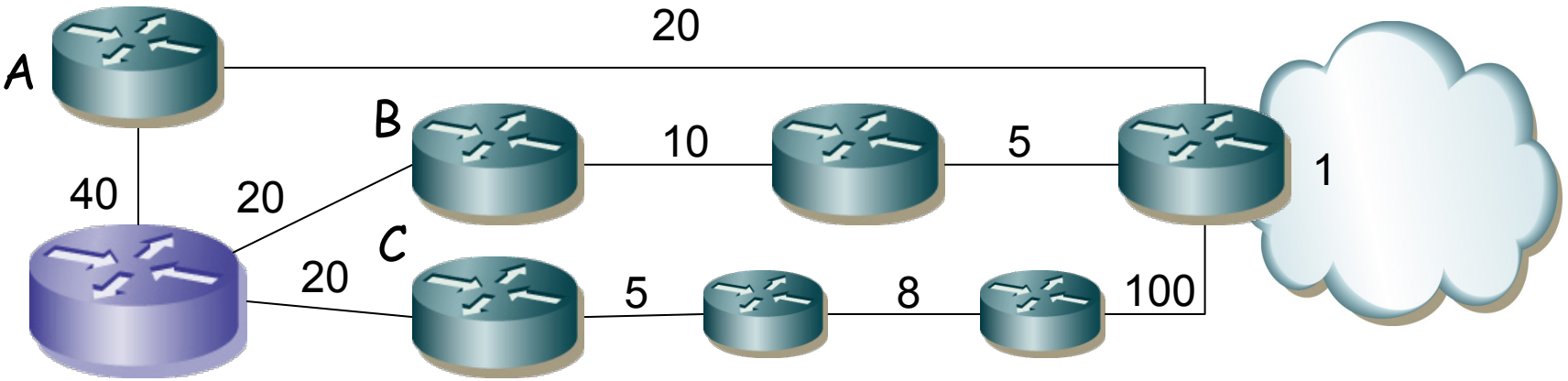
DUAL

- La **distancia viable** es la menor al destino (*feasible distance*)
- **Condición de viabilidad**: un vecino la cumple para un destino si la distancia que anuncia es menor que la distancia viable del router (*feasibility condition*)
- Ejemplo: distancia viable=36, vecinos que cumplen={A,B}



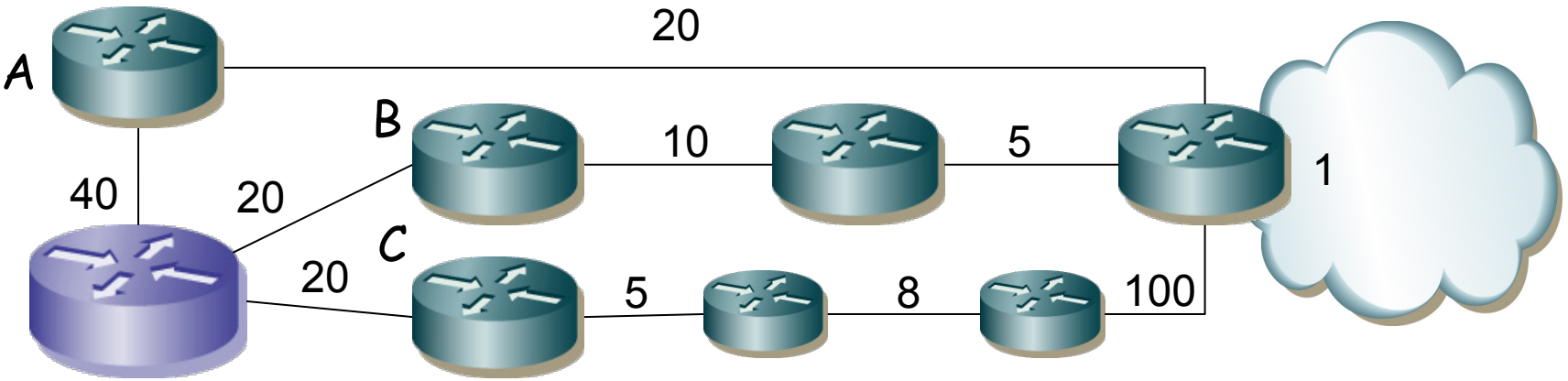
DUAL

- La **distancia viable** es la menor al destino (*feasible distance*)
- **Condición de viabilidad**: un vecino la cumple para un destino si la distancia que anuncia es menor que la distancia viable del router (*feasibility condition*)
- Un **sucesor** es un vecino que cumple la condición de viabilidad y tiene el menor coste al destino (*successor*)
- Introduce en la tabla de rutas todos sucesores (podría añadir otros con coste ligeramente mayor)
- Ejemplo: B



DUAL

- La **distancia viable** es la menor al destino (*feasible distance*)
- **Condición de viabilidad**: un vecino la cumple para un destino si la distancia que anuncia es menor que la distancia viable del router (*feasibility condition*)
- Un **sucesor** es un vecino que cumple la condición de viabilidad y tiene el menor coste al destino (*successor*)
- Introduce en la tabla de rutas todos sucesores
- Un **sucesor viable** es un vecino que cumple la condición
- Un sucesor viable anuncia una ruta que no pasa por este nodo (pues el coste es menor) luego anuncia una ruta sin ciclos
- Ejemplo: {A,B}

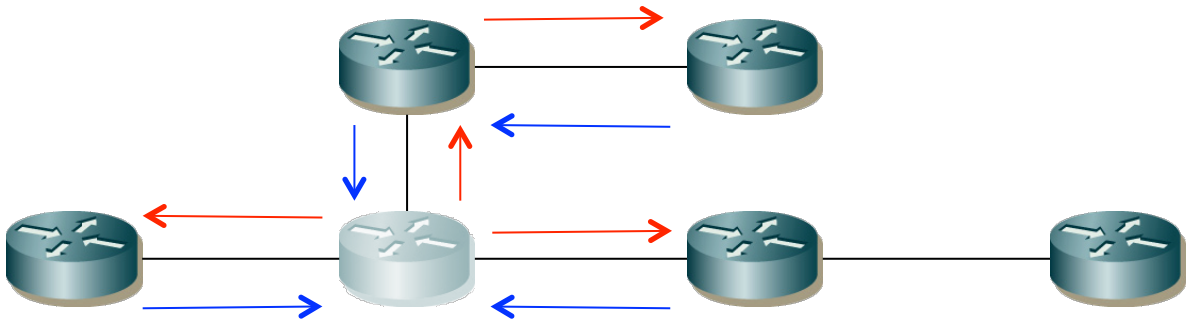


DUAL

- Cada nodo tiene una tabla con todos los nodos y
  - La distancia viable
  - Los sucesores viables y sus distancias anunciadas
  - El coste al destino por cada sucesor viable
  - El interfaz por el que se encuentra cada sucesor viable
  - Estado (activo o pasivo)
- Si la ruta deja de ser alcanzable por un sucesor pero hay uno viable se cambia a éste (sigue “pasivo”) y manda *updates*
- El estado de la ruta pasa a “activo” cuando el router deja de tener un sucesor viable para un destino
- Al pasar a activo inicia una *diffusing computation*
- En estado activo no puede:
  - Cambiar de sucesor para la ruta
  - Cambiar la distancia que anuncia para la ruta
  - Cambiar la distancia viable de la ruta
  - Iniciar otra *diffusing computation* para esta ruta

Diffussing Computation

- Envía *queries* a todos sus vecinos (…)
- Incluye su nueva distancia calculada al destino
- Cada vecino recalcula con esa nueva información
- Si el vecino tiene algún destino viable responde con su mínimo coste (…)
- Si el vecino no tiene destino viable pasa la ruta a “activo” e inicia una *diffusing computation* (. . .)
- Se ha completado cuando se ha recibido respuesta de todos los vecinos (pasa al estado “pasivo”)
- Hay un timer para las respuestas y si caduca se elimina al vecino



Otras características

- Ante cambios puede generar bastante tráfico en un periodo breve de tiempo
- Propietario
- Toma algunos mecanismos de protocolos *link-state*

Resumen

- Protocolo DV inicialmente simple
- Presenta problemas de convergencia: cuentas a infinito
- Las soluciones
  - *Split horizon*
  - *Poisoned reverse*
  - *Triggered updates*
  - *Hold down interval*
  - Añaden complejidad
  - No resuelven perfectamente el problema
- Implementaciones: RIP, (E)IGRP