

# CONMUTACIÓN DE PAQUETES

## 1. Consideraciones generales

A principios de 1970 surge la conmutación de paquetes como alternativa a la conmutación de circuitos, para transmisión de datos digitales a larga distancia, siendo todavía la mejor técnica para el envío seguro de datos. Idealmente se trata de un conjunto distribuido de nodos de conmutación de paquetes con capacidad de conocer en todo momento el estado de la red completa.

La realidad es que existen retardos en los mensajes entre los nodos con la información sobre los cambios de las condiciones de la red.

Las redes de conmutación de paquetes fueron pensadas para tráfico de señales telefónicas, aunque con la creciente transmisión de datos sobre ellas se debieron tener en consideración varias características sobre el tráfico:

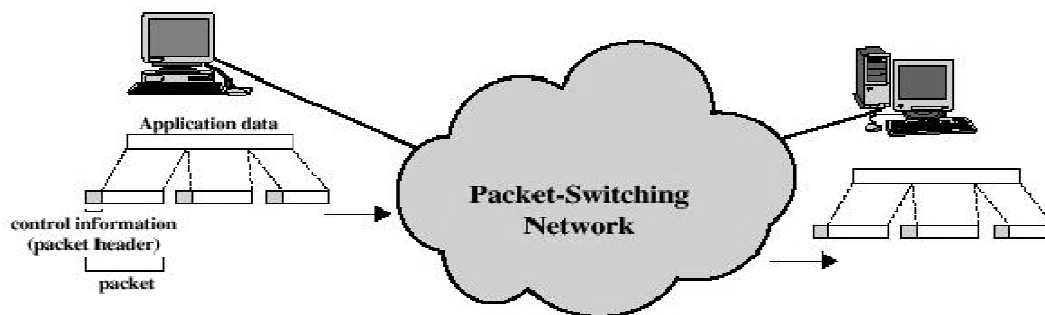
*Duración:* el 99% de las transmisiones de datos son más cortas que las transmisiones de voz.

- 25% de las transmisiones de datos duran menos de 1 segundo.
- 50% de las transmisiones de datos duran menos de 5 segundos.
- 90% de las transmisiones de datos duran menos de 50 segundos.

- ❑ *Asimetría:* entre el tráfico entre los ETD en los dos sentidos, cuando se trata de datos.
- ❑ *Velocidad:* de transmisión constante en conmutación de circuitos, lo que limita la interconexión de dispositivos con diferentes velocidades. (equipos de datos y computadoras)

## 2. Principios de conmutación de paquetes

Los datos de usuario se fraccionan en paquetes cortos (típico 1000 octetos), agregándose a cada uno de ellos una cabecera ("header") con información de control. En cada nodo al que llega, el paquete es almacenado transitoriamente hasta que se determina el siguiente nodo en la ruta y el paquete es colocado en la línea correspondiente. Una red de conmutación de paquetes equivale a una red de colas.



**Ilustración 1: Esquema general de una red de conmutación de paquetes**

- Ventajas de la conmutación de paquetes frente a la de circuitos:
  1. La eficiencia de la línea es mayor: ya que cada enlace se comparte entre varios paquetes que estarán en cola para ser enviados en cuanto sea posible. En conmutación de circuitos, la línea se utiliza exclusivamente para una conexión (multiplexada por TDM), aunque no haya datos a enviar.
  2. Se posibilitan conexiones entre estaciones de velocidades diferentes: esto es posible ya que los paquetes se irán guardando en cada nodo conforme lleguen (en una cola) y se irán enviando a su destino en la medida que las líneas estén disponibles.
  3. No se bloquean llamadas: ya que todas las conexiones se aceptan, aunque si hay muchas, se producen retardos en la transmisión.

4. Se pueden usar prioridades: un nodo puede seleccionar de su cola de paquetes en espera, transmitir aquellos prioritarios según ciertos criterios.

### 3. Técnicas básicas para el envío de paquetes :

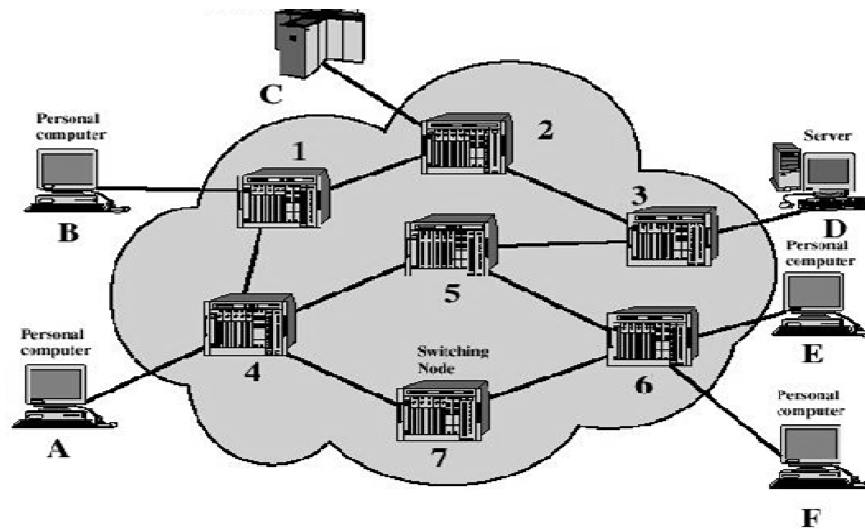
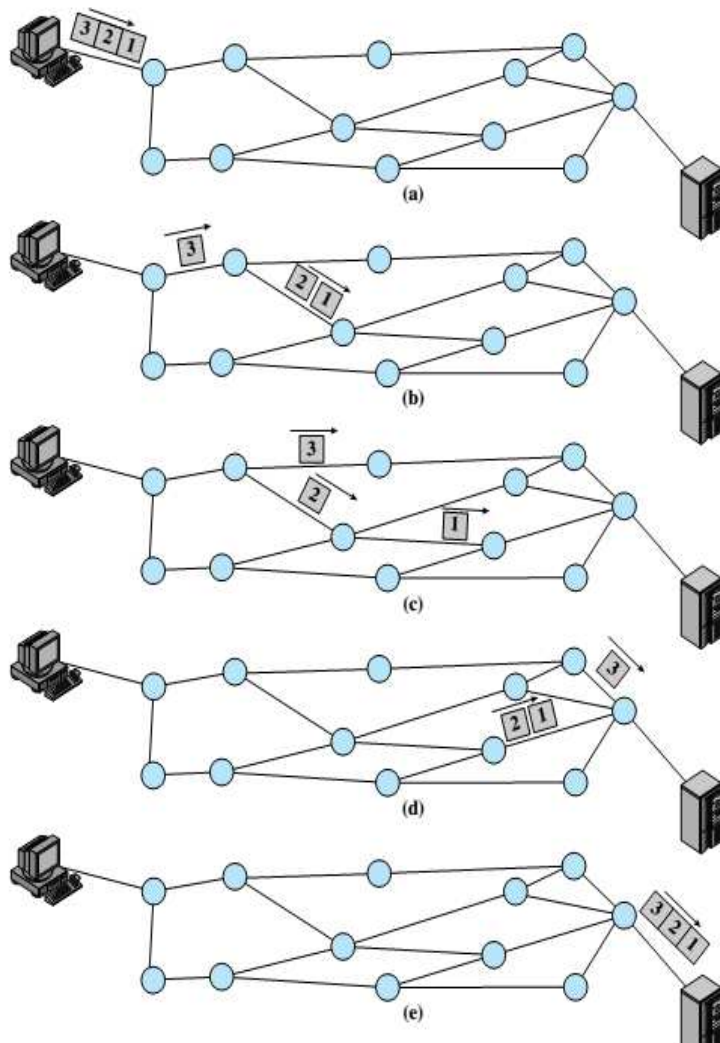


Ilustración 2: Ejemplo de red de conmutación de paquetes



Existen dos técnicas de transmisión de datos en redes de conmutación de paquetes:

#### 3.1) Técnica de datagramas:

Cada paquete se trata de forma independiente, es decir, el emisor enumera cada paquete, le añade información de control (por ejemplo número de paquete, nombre, dirección de destino, etc.) y lo envía hacia su destino. Puede ocurrir que por haber tomado caminos diferentes, un paquete con número por ejemplo 6 llegue a su destino antes que el número 5. También puede ocurrir que se pierda el paquete número 4. Todo esto no lo sabe ni puede controlar el emisor, por lo que tiene que ser el receptor el encargado de ordenar los paquetes y saber los que se han perdido (para su recuperación).

Ilustración 3: Conmutación de paquetes usando Datagramas

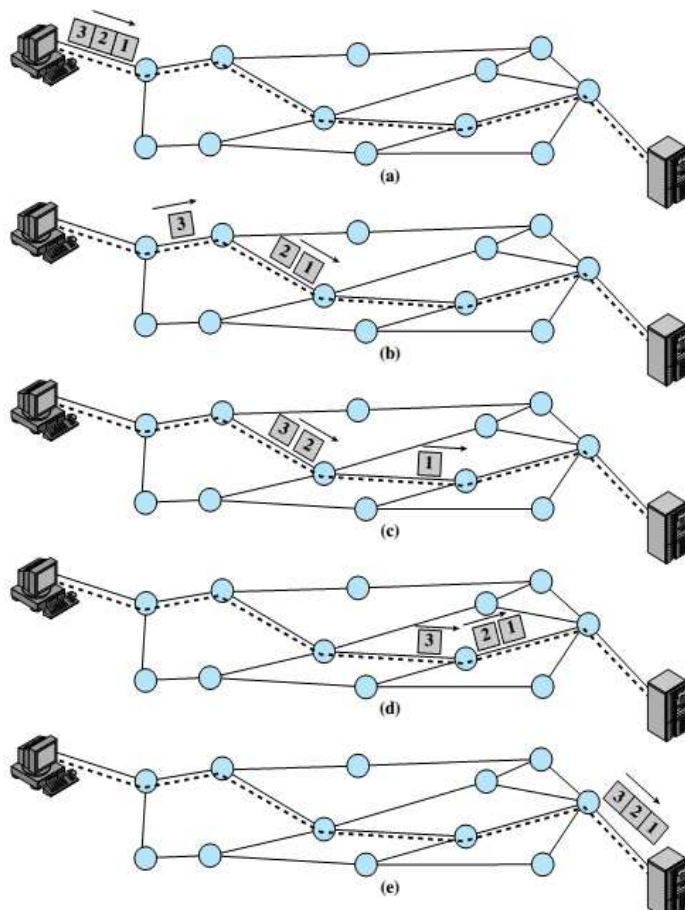


Ilustración 4: Conmutación de paquetes usando Circuitos Virtuales.

### 3.2) Técnica de circuitos virtuales:

Antes de enviar los paquetes de datos, se debe establecer una ruta previa. Por ejemplo, en la Ilustración 4, el ETD origen envía a su nodo local un paquete especial de *Petición de llamada* ("Call request") informando sobre la necesidad de conexión lógica con un ETD remoto. El nodo decide enviar la petición y los paquetes siguientes a otro nodo vecino. Éste proceso se repite hasta que al ECD del ETD destino, finalmente se envía el paquete de *Petición de llamada*. Si el ETD acepta la conexión, envía el paquete *Llamada aceptada* ("Call accept") al nodo local, siendo éste retransmitido hacia los nodos anteriores a través de la misma ruta por la que arribó la llamada. Las estaciones ahora pueden comenzar el intercambio de datos, sobre la ruta establecida entre ambos ETD.

En el circuito virtual el camino se fija para la duración completa de la comunicación lógica, en forma parecida a la conmutación de

circuitos. La diferencia fundamental es que el camino NO es dedicado como en la conmutación de circuitos, ya que cada paquete es almacenado en el nodo y encolado sobre una línea de salida junto con otros paquetes. Cada paquete contiene en su cabecera un identificador de circuito virtual.

Cada nodo en el circuito virtual conoce el camino de los paquetes, por lo que no debe tomar decisiones de encaminamiento. El fin de la conexión lo pide cualquiera de las dos estaciones extremas, enviando un paquete especial llamado *Petición de liberación* ("Clear request"). Una estación puede tener simultáneamente más de un circuito virtual hacia la misma estación., o hacia distintas estaciones.

### 3.3) Comparación entre los circuitos virtuales y los datagramas:

En circuitos virtuales, la decisión de encaminamiento en los nodos se hace una sola vez, antes de enviar los paquetes de datos. En los datagramas, la decisión de encaminamiento se toma para cada uno de los paquetes.

Ventajas de los circuitos virtuales:

- Todos los paquetes llegan en el mismo orden del de partida ya que siguen el mismo camino.
- En cada nodo se realiza detección de errores, por lo que si un paquete llega erróneo a un nodo, éste solicita una retransmisión al nodo anterior.
- La velocidad de propagación es superior a la de los datagramas, al no haber decisiones de encaminamiento en los nodos (ausencia de retardo en los conmutadores).
- Son más utilizados en comunicaciones largas y seguras.

Ventajas de los datagramas:

- En datagramas no hay fase de llamada (para envío de pocos paquetes, es más rápida la técnica de datagramas).
- Los datagramas son más flexibles, es decir que si hay congestión en la red , los siguientes paquetes pueden tomar caminos alejados de la zona de congestión (en circuitos virtuales, esto no es posible )
- El envío mediante datagramas es más seguro ya que si un nodo falla, sólo algunos paquetes se perderán (en circuitos virtuales se perderán todos los circuitos y los paquetes almacenados en los nodos intermedios).
- Técnica usual en la interconexión de redes.

## 4. Criterios fundamentales del diseño de una red de conmutación de paquetes.

### 4.a) Tamaño del paquete:

Es una de las cuestiones fundamentales en el diseño de la red, que junto con la cantidad de nodos de la ruta, inciden en el tiempo de transmisión extremo-extremo.

En el ejemplo de la ilustración, suponemos un circuito virtual  $X \rightarrow a \rightarrow b \rightarrow Y$  (con cuatro nodos), y un mensaje a enviar de 30 octetos, debiendo cada paquete tener una cabecera de 3 octetos para información de control. Si se llama:

$t_t$  = tiempo de transmisión del mensaje, extremo-extremo.

$t_0$  = tiempo de propagación de un octeto (de datos y/o cabecera), entre dos nodos consecutivos.

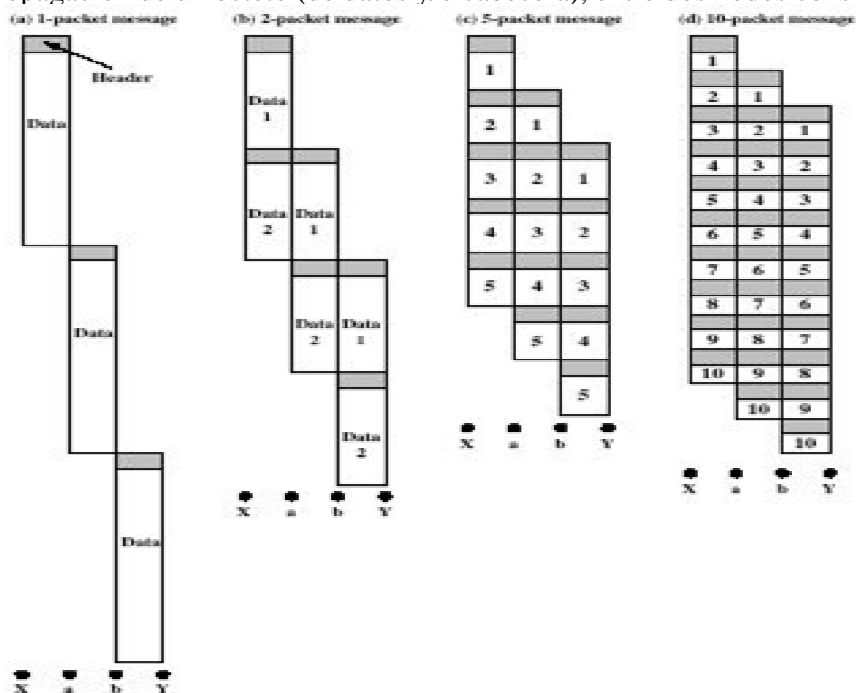


Ilustración 5: Efecto del tamaño de paquete en la transmisión

Se analizan cuatro posibles tamaños del paquete:

- a) Se envía el mensaje con un tamaño de paquete de 30 octetos más 3 de cabecera

$$t_t = 3(3 t_0 + 30 t_0) = 99 t_0$$

- b) Se envían dos paquetes de 15 octetos de datos y 3 de cabecera, cada uno

$$t_t = 4(3 t_0 + 15 t_0) = 72 t_0$$

- c) Se envían cinco paquetes de 6 octetos de datos y 3 de cabecera, cada uno

$$t_t = 7(3 t_0 + 6 t_0) = 63 t_0$$

- d) Se envían 10 paquetes de 3 octetos de datos más 3 de cabecera, cada uno

$$t_t = 12(3 t_0 + 3 t_0) = 72 t_0$$

Hay un valor crítico en el tamaño del paquete, que minimiza el tiempo de transmisión.

También se deben contemplar los retardos en el procesamiento y puesta en cola en cada nodo (retardos que aumentan con el número de paquetes de un mismo mensaje, no considerados en el ejemplo anterior)

#### 4.b) Comparación de las técnicas de conmutación de circuitos y conmutación de paquetes

En la Ilustración 6, se ofrece una comparación entre la conmutación de circuitos y las dos formas de conmutación de paquetes, con la transmisión de un mensaje a través de cuatro nodos, desde una estación emisora conectada al nodo 1 hasta una estación de destino conectada al nodo 4.

Se analizan tres tipos de retardos:

- ❑ Retardo de propagación: es el tiempo que tarda la señal en propagarse desde un nodo hasta el siguiente. Este tiempo es generalmente despreciable, ya que la velocidad de las señales electromagnéticas a través de un cable es generalmente del orden de  $2 \times 10^8$  m / s.
- ❑ Tiempo de transmisión: es el tiempo que tarda un transmisor en enviar un bloque de datos. Por ejemplo, en una línea de 10 Kbps, se tarda como mínimo 1 segundo en transmitir un bloque de datos de 10.000 bits.
- ❑ Retardo de nodo: es el tiempo que tarda un nodo en realizar los procesos necesarios para la conmutación de datos. (decisión de encaminamiento y colas de E/S en los canales de transmisión)

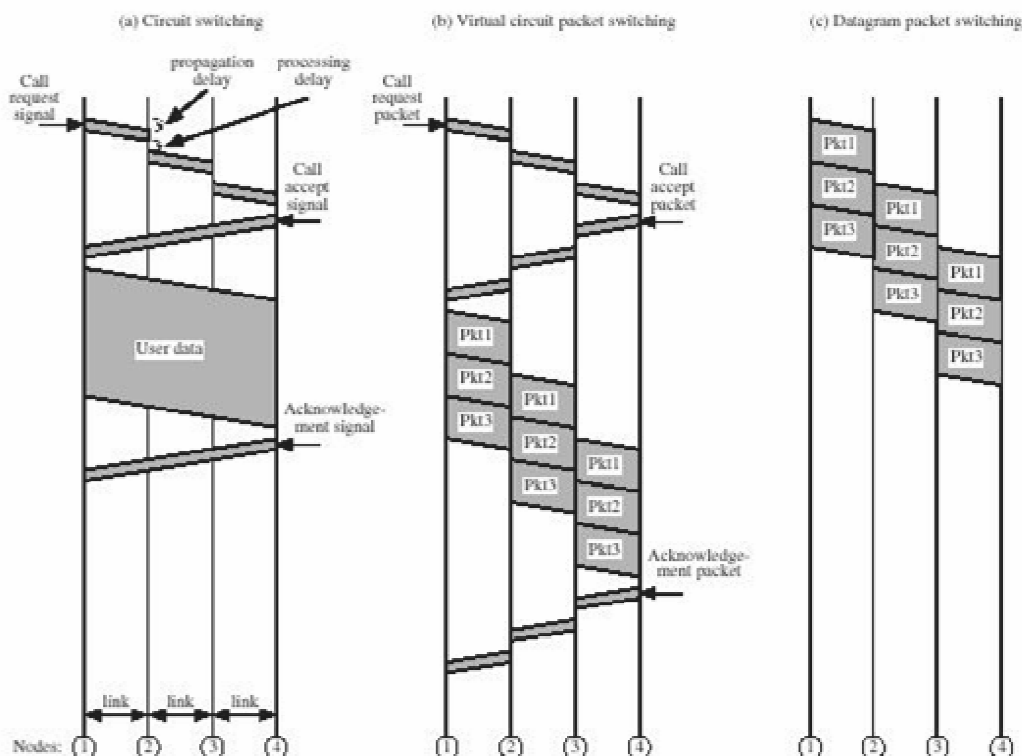


Ilustración 6: Eventos temporales en conmutación de circuitos y en conmutación de paquetes

**En conmutación de circuitos:** sin retardos en los nodos (después de la señal de *Aceptación de llamada*), característica conocida como “transparencia” de la transmisión de datos (o sea velocidad constante en toda la red).

**En conmutación de paquetes por circuitos virtuales:** con retardos en los nodos en la transmisión de datos (todos los paquetes son encolados). Ese retardo en los nodos dependerá de la carga de la red. Es la técnica más adecuada para el envío de mensajes largos y seguros.

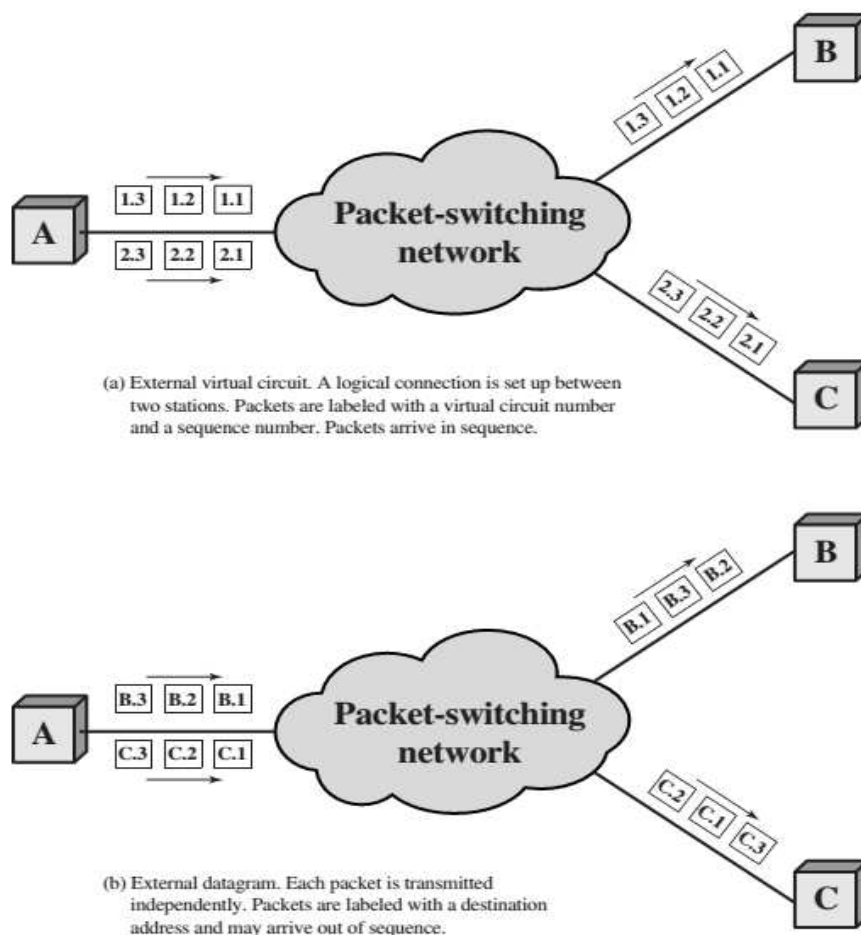


**En conmutación de paquetes por datagramas:** Mayor retardo en los nodos, ya que además de las colas de E/S en los nodos, cada paquete en cada nodo debe ser encaminado. Es la variante más adecuada para envío de mensajes cortos, ya que no tiene fase de conexión ni de desconexión.

## 4.c) Funcionamiento externo e interno

Hay dos niveles en donde se pueden utilizar técnicas de datagramas y de circuitos virtuales.

En un nivel externo (entre estación y nodo), se llaman operación de datagrama externo y operación de circuito virtual externo. Pero cuando se sale de ese ámbito controlable por la estación emisora, la propia red decide la utilización internamente de servicios de datagrama o servicio de circuito virtual para sus comunicaciones (ocultos al usuario). En la interfaz entre una estación y un nodo de red, la red puede ofrecer tanto un servicio orientado a conexión como uno no orientado a conexión. En un servicio orientado a conexión la estación realiza una solicitud de llamada para establecer una conexión lógica con otra estación. Todos los paquetes enviados hacia la red se identifican como pertenecientes a una conexión lógica dada y se numeran secuencialmente de modo que la red los envía en este orden. La conexión lógica se denomina usualmente circuito virtual, mientras que el servicio orientado a conexión se conoce como servicio de circuito virtual externo. Este servicio externo es distinto del concepto de operación de circuito virtual interno. Un ejemplo importante de un servicio de circuito virtual externo es X.25.



**Ilustración 7: Operación de circuito virtual y de datagrama externos.**

En un servicio no orientado a conexión, la red gestiona los paquetes de forma independiente, pudiendo enviarlos desordenada o inadecuadamente. Este tipo de servicio se conoce a veces como servicio de datagrama externo; de nuevo, este concepto es distinto del de operación de datagrama interno. Internamente, la red puede construir un servicio de circuito virtual o de datagramas.

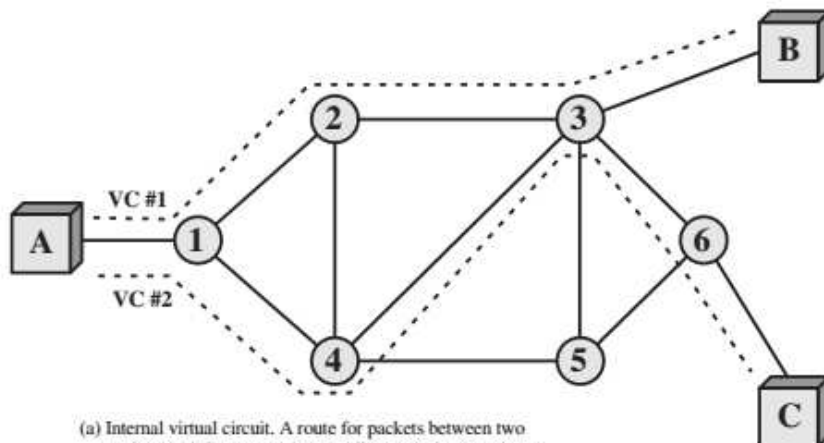
Estas decisiones de diseño interno y externo no necesitan ser coincidentes:

- ❑ Circuito virtual externo, circuito virtual interno: cuando el usuario solicita un circuito virtual se crea una ruta dedicada a través de la red, de forma que todos los paquetes siguen ese mismo camino.
- ❑ Circuito virtual externo, datagrama interno: la red gestiona cada paquete de forma separada, de modo que los distintos paquetes correspondientes a un mismo circuito virtual externo pueden seguir rutas diferentes. No obstante, si es necesario, la red almacena temporalmente los paquetes en el nodo de destino con objeto de enviarlos en el orden adecuado hacia la estación de destino (transparencia)

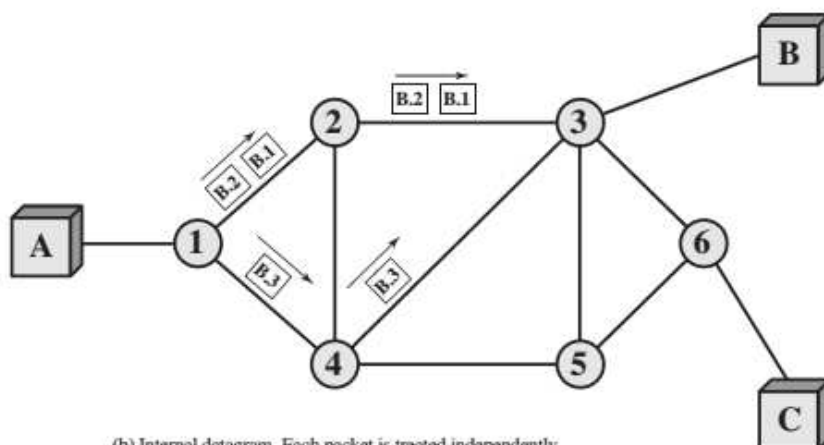
- ❑ Datagrama externo, datagrama interno: cada paquete se trata de forma independiente tanto desde el punto de vista del usuario como desde el de la red.
- ❑ Datagrama externo, circuito virtual interno: el usuario externo no ve conexión alguna, limitándose a enviar paquetes a lo largo del tiempo. En cambio, la red establece una conexión lógica entre estaciones para el envío de paquetes, pudiéndose mantener esta conexión durante un largo periodo de tiempo con objeto de satisfacer futuras necesidades de ese u otro canal.

La cuestión que se plantea es si elegir circuitos virtuales o datagramas, tanto interna como externamente. Esto dependerá de los objetivos específicos en el diseño de la red de comunicaciones y de los factores de costo.

Ya se han realizado algunos comentarios acerca de las ventajas de la operación de datagrama interno frente a la de circuito virtual. Con respecto al servicio externo se pueden hacer las siguientes observaciones. El servicio datagrama, relacionado con la operación de datagrama interno, permite un uso eficiente de la red, no siendo necesario un nuevo establecimiento de llamada ni el almacenamiento de los paquetes si se retransmite uno erróneo. Esta última característica resulta deseable para algunas aplicaciones en tiempo real.



(a) Internal virtual circuit. A route for packets between two stations is defined and labeled. All packets for that virtual circuit follow the same route and arrive in the same sequence.



(b) Internal datagram. Each packet is treated independently by the network. Packets are labeled with a destination address and may arrive at the destination node out of sequence.

**Ilustración 8: Operación de circuito virtual y de datagramas internos**

El servicio de circuito virtual permite un control del orden secuencias y de errores extremo a extremo. Este servicio resulta atractivo para aplicaciones orientadas a conexión tales como transferencia de ficheros y acceso a terminales remotos. En la práctica, el servicio de circuito virtual es mucho más común que el de datagrama, ya que la fiabilidad y la conveniencia de un servicio orientado a conexión resultan más atractivas que las ventajas del servicio datagrama.

## 5. Encaminamiento

Uno de los aspectos más complejos y cruciales del diseño de redes de conmutación de paquetes es el encaminamiento. La función primordial de una red de conmutación de paquetes es aceptar paquetes procedentes de una estación emisora y enviarlos hacia una estación destino. Para ello se debe determinar una ruta o camino a través de la red, siendo posible generalmente la existencia de más de uno.

Ese camino surge como resultado de un algoritmo matemático, aplicado sobre una o varias variables que el diseñador de la red ha cargado en los dispositivos conmutadores de paquetes.

Los requisitos que debe evaluar el diseñador del algoritmo de encaminamiento, serán soluciones de compromiso entre las siguientes características:



- ☒ Exactitud
- ☒ Simplicidad
- ☒ Robustez
- ☒ Estabilidad
- ☒ Imparcialidad
- ☒ Optimización
- ☒ Eficiencia

Las dos primeras características en la lista se explican por sí mismas. La robustez está relacionada con la habilidad de la red para enviar paquetes de alguna forma ante la aparición de fallos localizados y sobrecargas. Idealmente, la red puede reaccionar ante estas contingencias sin sufrir pérdidas de paquetes o caída de circuitos virtuales. La robustez puede implicar cierta inestabilidad. Las técnicas que reaccionan ante condiciones cambiantes presentan una tendencia no deseable a reaccionar demasiado lentamente ante determinados eventos o a experimentar oscilaciones inestables de un extremo a otro. Por ejemplo, la red puede reaccionar ante la aparición de congestión en un área desplazando la mayor parte de la carga hacia una segunda zona. Ahora será la segunda región la que estará sobrecargada y la primera infrautilizada, produciéndose un segundo desplazamiento del tráfico. Durante estos desplazamientos puede ocurrir que los paquetes viajen en bucles a través de la red.

También existe un compromiso entre imparcialidad y el hecho de que el encaminamiento trate de ser óptimo. Algunos criterios de funcionamiento pueden dar prioridad al intercambio de paquetes entre estaciones vecinas frente al intercambio realizado entre estaciones distantes, lo cual puede maximizar la eficiencia promedio pero será injusto para aquella estación que necesite comunicarse principalmente con estaciones lejanas.

Finalmente, una técnica de encaminamiento implica cierto costo de procesamiento en cada nodo y, en ocasiones, también un costo en la transmisión, impidiéndose en ambos casos el funcionamiento eficiente de la red. Este costo debe ser inferior a los beneficios obtenidos por el uso de una métrica razonable tal como la mejora de la robustez o la imparcialidad.

Con estos requisitos planteados, se está en condiciones de evaluar los distintos elementos de diseño involucrados en una estrategia de encaminamiento. En la Ilustración 9 se listan estos elementos. Algunos de los elementos se solapan o dependen de otros, pero un estudio acerca de ellos clarificará y permitirá organizar los conceptos de encaminamiento.

<b>Criterios de funcionamiento</b>	<b>Fuente de información de la red</b>
Número de saltos	Ninguna
Coste	Local
Retardo	Nodo adyacente
Eficiencia	Nodos a lo largo de la ruta
	Todos los nodos
<b>Instante de decisión</b>	<b>Tiempo de actualización de la información de la red</b>
Paquete (datagrama)	Continuo
Sesión (circuitos virtuales)	Periódico
<b>Lugar de decisión</b>	Cambio importante en la carga
Cada nodo (distribuido)	Cambio en la topología
Nodo central (centralizado)	
Nodo origen (fuente)	

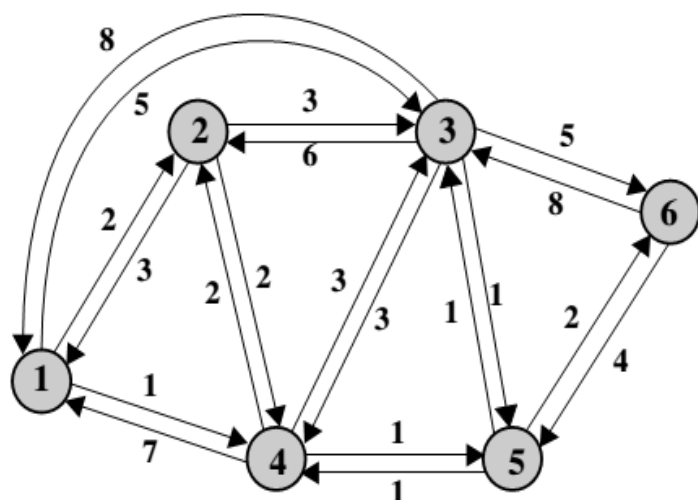
Ilustración 9: Elementos de técnicas de encaminamiento en redes de conmutación de paquetes

## 5.1) Criterios de funcionamiento:

La elección de una ruta se fundamenta generalmente en algún criterio de funcionamiento. El más simple consiste en elegir el camino con menor número de saltos o “hops” (aquel que atraviesa el menor número de nodos), a través de la red. Éste es un criterio que se puede medir fácilmente y que debería minimizar el consumo de recursos de la red. Una generalización del criterio de menor número de saltos lo constituye el encaminamiento de mínimo costo. En este caso se asocia un costo a cada enlace y, para cualesquiera dos estaciones conectadas, se elige aquella ruta a través de la red que implique el costo mínimo. Por ejemplo, en la Ilustración 10 se muestra una red en la que las dos líneas con flecha entre cada par de nodos representan un enlace entre ellos, y los números asociados representan el costo actual del enlace en cada sentido. El camino



más corto (menor número de saltos) desde el nodo 1 hasta el 6 es 1-3-6 (costo = 5 + 5 = 10), pero el de mínimo costo es 1-4-5-6 (costo = 1 + 1 + 2 = 4).



Los costos se asignan a los enlaces en función de los objetivos de diseño. Por ejemplo, el costo podría estar inversamente relacionado con la velocidad (es decir, a mayor velocidad menor costo) o con el retardo actual de la cola asociada al enlace. En el primer caso, la ruta de mínimo costo maximizaría la eficiencia, mientras que en el segundo se minimizaría el retardo. Tanto en la técnica de **menor número de saltos** como en la de **mínimo costo**, el algoritmo para determinar la ruta o camino óptimo entre dos estaciones es relativamente justo, siendo el tiempo de procesamiento aproximadamente el mismo en ambos casos. Dada su mayor flexibilidad, el criterio de mínimo costo es más utilizado que el de menor número de saltos.

Ilustración 10: Técnicas de encaminamiento en redes por mínimo costo del enlace

## 5.2) Instante y lugar de decisión:

Dos cuestiones importantes en la decisión de encaminamiento son el instante y el lugar en que se toma la decisión.

- ❑ El instante de decisión, viene determinado por el hecho de que la decisión de encaminamiento se hace en base a un paquete o a un circuito virtual. Cuando la operación interna de la red es mediante datagramas, la decisión de encaminamiento se torna de forma individual para cada paquete. En el caso de circuitos virtuales internos, la decisión sólo se realiza en el momento en que se establece un circuito virtual dado, de modo que, en el caso más sencillo, todos los paquetes siguientes que usan ese circuito virtual siguen la misma ruta. En redes más complejas, la red puede cambiar dinámicamente la ruta asignada a un circuito virtual particular en respuesta a condiciones cambiantes (por ejemplo, sobrecarga o fallos en una parte de la red).
- ❑ El término lugar de decisión, hace referencia al nodo o nodos en la red responsables de la decisión de encaminamiento:
  - El más común es el *encaminamiento distribuido*, en el que cada nodo de la red tiene la responsabilidad de seleccionar un enlace de salida sobre el que llevar a cabo el envío de los paquetes a medida que éstos se reciben.
  - En el *encaminamiento centralizado* la decisión se toma por parte de algún nodo designado al respecto como puede ser un centro de control de red. El peligro de esta última aproximación es que el fallo del centro de control de la red puede bloquear el funcionamiento de la red; así, aunque la aproximación distribuida puede resultar más compleja es también más robusta.
  - Una tercera alternativa empleada en algunas redes es la conocida como *encaminamiento del origen*. En este caso es la estación origen y no los nodos de la red quien realmente toma la decisión de encaminamiento, comunicándosela a la red. Esto permite al usuario fijar una ruta a través de la red de acuerdo con criterios locales al mismo.

## 5.3) Fuente de información de la red y tiempo de actualización:

La mayor parte de las estrategias de encaminamiento requieren que las decisiones se tornen en base al conocimiento de la topología de la red, la carga y el costo de los enlaces.

### Fuente de información:

- ❑ En el encaminamiento distribuido, en el que la decisión de encaminamiento se toma en cada uno de los nodos:
  - Hacen uso de *información local* como es el costo asociado a los distintos enlaces de salida.
  - Pueden utilizar *información de los nodos adyacentes* (directamente conectados), tal como la congestión experimentada en cada nodo.

- Existen algoritmos de uso común que permiten al nodo obtener *información de todos los nodos de una potencial ruta* de interés.
- ❑ En el caso del encaminamiento centralizado, el nodo central hace uso generalmente de *información procedente de todos los nodos*.

### Tiempo de actualización de la información:

- ❑ Es claro que si no se usa información *no existe actualización*.
- ❑ Si sólo se utiliza información local, la actualización es esencialmente *continua* ya que un nodo individual conoce siempre sus condiciones locales actuales.
- ❑ Para el resto de categorías de fuentes de información (nodos adyacentes, todos los nodos), el tiempo de actualización depende de la estrategia de encaminamiento. Para una estrategia de encaminamiento estático la información no se actualiza nunca, mientras que para una técnica adaptable la actualización se lleva a cabo periódicamente a fin de posibilitar la adaptación de la decisión de encaminamiento a las condiciones cambiantes de la red.

## 5.4) Estrategias de encaminamiento:

Existen numerosas estrategias de encaminamiento para abordar las necesidades de encaminamiento en redes de conmutación de paquetes.

### 5.4.1) Encaminamiento estático:

En el encaminamiento estático se configura una única y permanente ruta para cada par de nodos origen-destino en la red. Las rutas son fijas, o al menos mientras lo sea la topología de la red. Así, los costos de enlace usados para el diseño de las rutas no pueden estar basados en variables dinámicas tales como el tráfico, aunque sí podrían estarlo en tráfico esperado o en capacidad.

Se crea una matriz de encaminamiento central, almacenada, por ejemplo, en un centro de control de red. Esta matriz especifica, para cada par de nodos origen-destino, la identidad del siguiente nodo en la ruta.

		From Node					
		1	2	3	4	5	6
To Node	1	—	1	5	2	4	5
	2	2	—	5	2	4	5
	3	4	3	—	5	3	5
	4	4	4	5	—	4	5
	5	4	4	5	5	—	5
	6	4	4	5	5	6	—

Ilustración 11: encaminamiento estático (usando la red de la Ilustración 10)

Obsérvese que no es necesario almacenar la ruta completa para cada par de nodos; es suficiente conocer, para cada pareja, cuál es el primer nodo en la ruta. Para comprender mejor este hecho supongamos que la ruta de mínimo costo desde X hasta Y comienza con el enlace X-A. Llamemos  $R_1$  al resto de la ruta: parte desde A a Y, y definamos  $R_2$  como la ruta de mínimo costo de A a Y. Si el costo de  $R_1$  es mayor que el de  $R_2$ , la ruta X-Y mejorará al usar  $R_2$  en lugar de  $R_1$ . Si el costo de  $R_1$  es menor que el de  $R_2$ , entonces esta última ruta no es la de mínimo costo desde A a Y. Por tanto,  $R_1 = R_2$ . Así pues, en cada punto a lo largo del camino sólo es necesario conocer la identidad del nodo siguiente, no la ruta completa. En nuestro ejemplo, la ruta desde el nodo 1 al nodo 6 atraviesa en primer lugar el nodo 4. Consultando de nuevo la matriz se observa que la ruta del nodo 4 al 6 atraviesa el nodo 5. Por último, la ruta desde el nodo 5 hasta el 6 es un

enlace directo a este último nodo. Por tanto, la ruta completa desde el nodo 1 al 6 es 1-4-5-6. En el encaminamiento estático no existe diferencia entre el uso de datagramas y de circuitos virtuales, ya que todos los paquetes procedentes de un origen dado y con un destino concreto siguen la misma ruta.

La ventaja del encaminamiento estático es su simplicidad, además de su buen funcionamiento en redes fiables con carga estacionaria.

Su desventaja radica en la falta de flexibilidad, ya que no reacciona ante fallos ni congestión en la red.

Node 1 Directory	
Destination	Next Node
2	2
3	4
4	4
5	4
6	4

Node 2 Directory	
Destination	Next Node
1	1
3	3
4	4
5	4
6	4

Node 3 Directory	
Destination	Next Node
1	5
2	5
4	5
5	5
6	5

Node 4 Directory	
Destination	Next Node
1	2
2	2
3	5
5	5
6	5

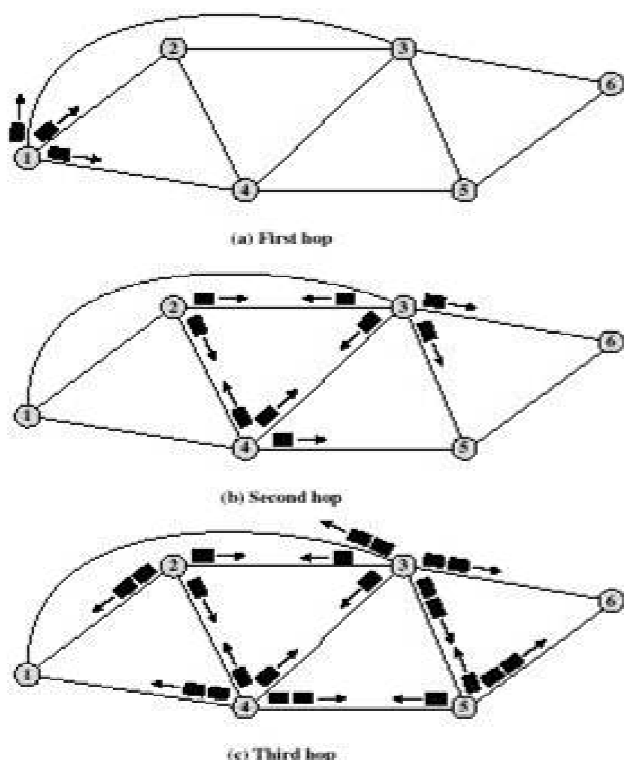
Node 5 Directory	
Destination	Next Node
1	4
2	4
3	3
4	4
6	6

Node 6 Directory	
Destination	Next Node
1	5
2	5
3	5
4	5
5	5

Una mejora al encaminamiento estático que soportaría la no disponibilidad temporal de nodos y enlaces consiste en la especificación de nodos siguientes alternativos para cada dirección. Por ejemplo, los nodos alternativos en la tabla del nodo 1 podrían ser 4, 3, 2, 3, 3.

## 5.4.2) Inundaciones:

Otra técnica de encaminamiento sencilla es la de inundaciones, la cual no precisa de ninguna información sobre la red y funciona como sigue. Un nodo origen envía un paquete a todos sus nodos vecinos, los cuales, a su vez, lo envían sobre todos los enlaces de salida excepto por el que llegó. Por ejemplo, si el nodo 1 de la Ilustración 10 tiene que enviar un paquete al nodo 6, envía una copia (con la dirección de destino de 6) a los nodos 2, 3 y 4. El nodo 2 enviará una copia a los nodos 3 y 4; el nodo 4 enviará a su vez una copia a los nodos 2, 3 y 5; y así sucesivamente. Dado que eventualmente el nodo 6 recibirá varias copias del paquete, éste debe contener un identificador único (por ejemplo, nodo origen y número de secuencia o número de circuito virtual y número de secuencia) para que el nodo destino pueda quedarse con una sola copia y descartar el resto.



**Ilustración 12: Técnicas de encaminamiento por inundaciones (número de saltos = 3)**

A menos que se haga algo para cesar las continuas retransmisiones de paquetes, el número de éstos en circulación, para un mismo paquete origen crece sin límite. Una forma de prevenir estas retransmisiones consiste en que cada nodo recuerde la identidad de los paquetes que ha retransmitido con anterioridad, de manera que se rechazan copias duplicadas. Una técnica más sencilla consiste en incluir un campo de cuenta de saltos en cada paquete. Este contador puede ponerse inicialmente a un valor máximo como es por ejemplo el *diámetro de la red* (longitud de la ruta de menor número de saltos más larga a encontrar en la red). Cada vez que un nodo transmite un paquete efectúa un decremento de la cuenta en uno, de modo que cuando el contador alcanza el valor cero se elimina el paquete de la red.

Un ejemplo de esta última técnica se muestra en la Ilustración 12. Supongamos que se envía un paquete desde el nodo 1 al nodo 6 y se le asigna una cuenta de saltos igual a 3. En el primer salto se crean tres copias del paquete; en el segundo salto de estas copias se crea un total de nueve copias. Una de estas copias alcanza el nodo 6, quien, al detectar que el destino es él, no la retransmite. Sin embargo, los otros nodos generan un total de 22 nuevas copias en el tercer y último salto. Obsérvese que si un nodo no guarda el identificador del paquete puede generar múltiples copias en este tercer paso. Todos los paquetes recibidos tras el tercer salto son eliminados, habiéndose recibido en el nodo 6 un total de cuatro copias adicionales del paquete.

La técnica de inundaciones presenta tres propiedades ventajosas:

- ❑ Se prueban todos los posibles caminos entre los nodos origen y destino por lo que de este modo, independientemente de lo que pueda sucederle a un nodo o a un enlace, se garantiza la recepción del paquete siempre que exista al menos una ruta entre el origen y el destino.
- ❑ Dado que se prueban todos los caminos, al menos una copia del paquete a recibir en el destino habrá usado una ruta de menor número de saltos.
- ❑ Se visitan todos los nodos que están directa o indirectamente conectados al nodo origen.

Por la primera propiedad, la técnica de inundaciones es muy robusta y puede ser usada para enviar mensajes de alta prioridad. (Ej.: una red militar que sufre daños importantes.)



Por la segunda propiedad, la técnica de inundaciones podría emplearse inicialmente para establecer la ruta para un circuito virtual.

La tercera propiedad sugiere que la técnica de inundaciones puede resultar útil para la llevar a cabo la propagación de información importante para todos los nodos (se utiliza en algunos esquemas para la propagación de información de encaminamiento).

La principal desventaja de la técnica de inundaciones es la gran cantidad de tráfico que genera, directamente proporcional a la cantidad de nodos de la red.

### 5.4.3) Encaminamiento aleatorio:

La técnica de encaminamiento aleatorio presenta, con menor tráfico, la sencillez y robustez de la técnica de inundaciones. En esta técnica, un nodo selecciona un único camino de salida para retransmitir un paquete entrante. El enlace de salida se elige de forma aleatorio, excluyendo el enlace por el que llegó el paquete. Si todos los enlaces son igualmente probables de ser elegidos, una implementación sencilla consistiría en seleccionarlos de forma alternada.

Una mejora a esta técnica consiste en asignar una probabilidad a cada uno de los enlaces de salida y llevar a cabo la selección de acuerdo con estas probabilidades. La probabilidad se puede basar en la razón de datos, en cuyo caso se tiene:

$$P_i = R_i / \sum_j R_j$$

Donde:

$P_i$  = probabilidad de seleccionar el enlace  $i$

$R_i$  = razón de datos o velocidad del enlace  $i$

La suma se realiza para todos los enlaces de salida candidatos. Este esquema proporciona una distribución del tráfico adecuada. Obsérvese que las probabilidades podrían también estar basadas en costos de enlace fijos.

Como en el caso de la técnica de inundaciones, el encaminamiento aleatorio no necesita el uso de información sobre la red. Dado que la ruta se elige de forma aleatoria, ésta no corresponderá en general con la de mínimo costo ni con la de menor número de saltos. Por tanto, la red debe transportar un tráfico superior al óptimo, aunque inferior al de la técnica de inundaciones.

### 5.4.4) Encaminamiento adaptable:

Prácticamente en todas las redes de conmutación de paquetes se utiliza algún tipo de técnica de encaminamiento adaptable; es decir, las decisiones de encaminamiento cambian en la medida que lo hacen las condiciones de la red. Las principales condiciones que influyen en las decisiones de encaminamiento son:

- ❑ **Fallos:** cuando un nodo o una línea principal fallan, no pueden volver a ser usados como parte de una ruta.
- ❑ **Congestión:** cuando una parte de la red sufre una congestión importante, es deseable encaminar a los paquetes de forma que se rodease la zona congestionada en lugar de realizar el encaminamiento a través de ella.

Para hacer posible el encaminamiento adaptable es necesario que los nodos intercambien información acerca del estado de la red.

El uso de la técnica de encaminamiento adaptable presenta varias desventajas en comparación con el encaminamiento estático:

- ❑ La decisión de encaminamiento es más compleja, por lo que aumenta el costo de procesamiento en los nodos de la red.
- ❑ En la mayor parte de los casos, las estrategias adaptables dependen de la información de estado obtenida en una parte de la red pero utilizada en otra. Existe un compromiso entre la calidad de la información y la cantidad de datos suplementarios. Cuanta más, y más frecuentemente, información se intercambia, mejores serán las decisiones de encaminamiento tomadas en cada nodo. Por otro lado, esta información constituye en sí misma tráfico adicional sobre la red, lo que supone cierta degradación de sus prestaciones.
- ❑ Una estrategia adaptable puede reaccionar demasiado rápidamente, provocando oscilaciones y causando congestión, o reaccionar demasiado lentamente, en cuyo caso no es útil.

A pesar de estos peligros reales, las estrategias de encaminamiento adaptable son por mucho las más utilizadas por dos razones:



- ❑ El usuario de la red percibe que las prestaciones mejoran con el uso de estas técnicas.
- ❑ Una estrategia de encaminamiento adaptable puede resultar de ayuda en el control de la congestión: dado que este tipo de técnica tiende a compensar la carga, puede retrasar la aparición de situaciones graves de congestión.

Este tipo de estrategia de encaminamiento fue desarrollado inicialmente para ARPANET (red de conmutación de paquetes predecesora de la actual Internet), siendo posteriormente utilizada por redes desarrolladas por DEC, IBM y otras de Internet, como también en interconexión de redes privadas.

La evolución histórica de este encaminamiento se puede resumir en:

- *Primera generación:*
  - Desarrollado en 1969 (algoritmo de Bellman-Ford), adaptable distribuido, que hacía uso de la estimación de retardos en los nodos como criterio de funcionamiento, en base al tamaño de las colas locales y de los nodos vecinos.  
Características:
    - Sólo se consideraba el tamaño de la cola, y no la velocidad de la línea (perjuicio a líneas de alta capacidad)
    - El tamaño de la cola en el nodo es una medida artificial del retardo, ya que no se considera el tiempo de procesamiento en el nodo.
    - El algoritmo era inseguro por tener respuesta muy lenta ante un incremento del retardo y la congestión.
- *Segunda generación:*
  - Reemplazó al anterior en 1979 (algoritmo de Dijkstra) También es un algoritmo adaptable distribuido, que calcula retardos promedio para cada línea, cada 10 segundos. Si se detectan cambios significativos en el retardo, se notifica a los demás nodos mediante inundaciones. En ese caso, los nodos recalculan sus tablas de encaminamiento.  
Características:
    - Más adecuada y estable que la anterior.
    - Bajo costo de inundaciones (cada 10 segundos).
    - El retardo estimado de paquete no siempre está correlacionado con el retardo de un enlace.
    - En carga elevada, aparecen oscilaciones en el tráfico.
- *Tercera generación:*
  - Modificación del anterior algoritmo, que calcula el retardo medido basándose en teoría de colas, transformándose así en una mejor medida de la utilización de la línea.
  - Se obtiene una función de costo más orientada a la utilización de las líneas que al retardo de los paquetes.

## **6. Control de Congestión**

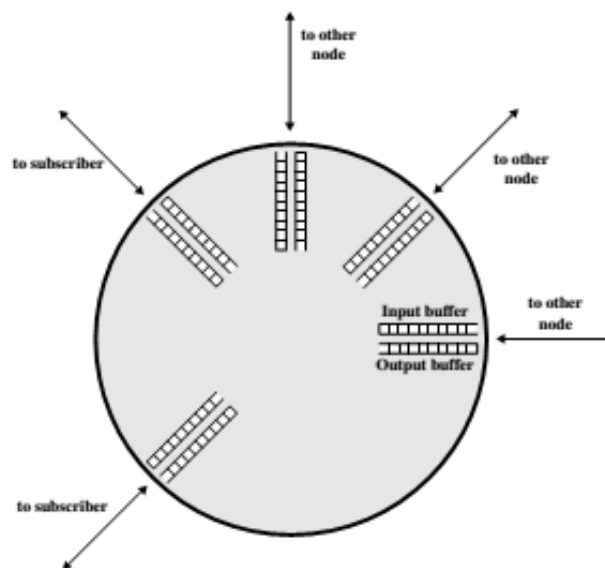
Considérese la situación de las colas en un nodo de conmutación de paquetes o en un dispositivo de encaminamiento. Todos los nodos tienen un número de puertos de entrada/salida conectados: uno o más hacia otros nodos y cero o más hacia sistemas finales. Los paquetes se reciben y transmiten por cada puerto. Consideremos la existencia de dos memorias temporales para cada puerto, una para aceptar los paquetes de llegada y otra para gestionar los paquetes a transmitir. En la práctica podrían existir dos memorias temporales de tamaño fijo asociadas a cada uno de los puertos, o bien una única memoria para todas las actividades de almacenamiento. El último caso es equivalente a pensar que cada puerto dispone de dos memorias temporales, de tamaño variable, con la restricción de que la suma de todas ellas es constante. (Ilustración 13)

En cualquier caso, a medida que se reciben los paquetes, se almacenan en la memoria temporal de entrada del puerto correspondiente. El nodo examina cada paquete de entrada para tomar una decisión de encaminamiento y lo coloca en la memoria temporal de salida pertinente. Los paquetes en cola se transmiten tan rápido como es posible, lo que corresponde a multiplexación por división en el tiempo estadística.



Si los paquetes se reciben en el nodo demasiado de prisa para ser procesados (toma de decisión de encaminamiento), o más rápido que el reemplazo de los paquetes en la memoria temporal de salida, no existirá eventualmente memoria temporal disponible para los paquetes recibidos (las colas crecen a infinito). El límite aceptable de utilización de una línea de salida es del 80%, valor a partir del cual las colas de paquetes comienzan a crecer en forma descontrolada.

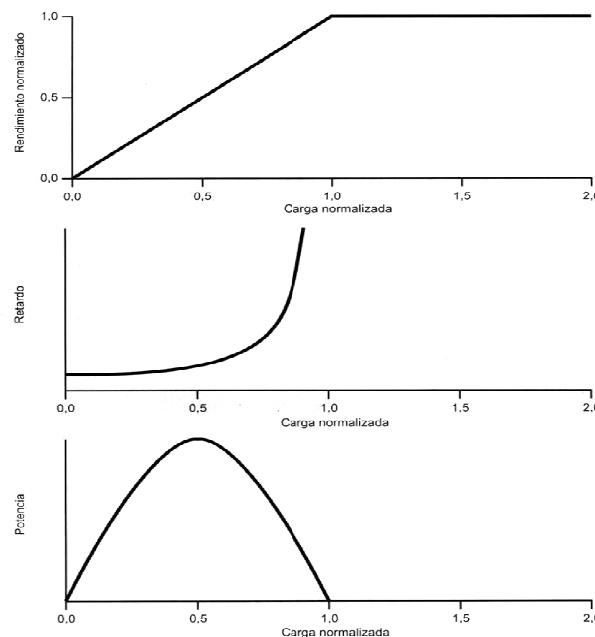
**Ilustración 13: colas de entrada y de salida en un nodo.**



Cuando se alcanza este punto de saturación, se pueden adoptar dos estrategias. La primera consiste simplemente en descartar cualquier paquete de entrada para el que no exista memoria disponible. La alternativa es que el nodo que sufra este problema implemente algún tipo de control de flujo sobre sus vecinos de forma que el tráfico sea manejable. El problema es que cada uno de los nodos vecinos gestiona también varias colas. Así, si el nodo 6 frena el flujo de paquetes del nodo 5, se llenará la memoria temporal de salida del nodo 5 asociada al puerto hacia 6. De esta manera, la congestión sufrida en un punto de la red se propagará rápidamente a otra zona o incluso a toda la red. El control de flujo es una herramienta muy potente, debiendo utilizarse para gestionar el tráfico de toda la red.

## 6.1) Funcionamiento ideal:

En la Ilustración 14.a se muestra el comportamiento ideal de la utilización de una red. La gráfica representa el rendimiento de la red (número de paquetes enviados a sistemas finales destino) en función de la carga ofrecida (número de paquetes transmitidos por sistemas finales origen), ambos parámetros normalizados al rendimiento máximo teórico de la red. La curva de la Ilustración 14.b representa el retardo en los nodos (crece abruptamente cerca del máximo de la carga normalizada). La potencia de transmisión de la red, tiene su máximo entorno a la carga media. (Curva de Ilustración 14.c) Por ejemplo, si una red consta de un único nodo con dos líneas **full-duplex** a 1 Mbps, la capacidad teórica de la red será 2 Mbps, correspondiendo a un flujo de 1 Mbps en cada sentido. En el caso ideal, el rendimiento de la red crece hasta aceptar una cantidad de carga igual a la capacidad total de la red, permaneciendo el rendimiento normalizado a valor 1,0 para cargas de entrada superiores.



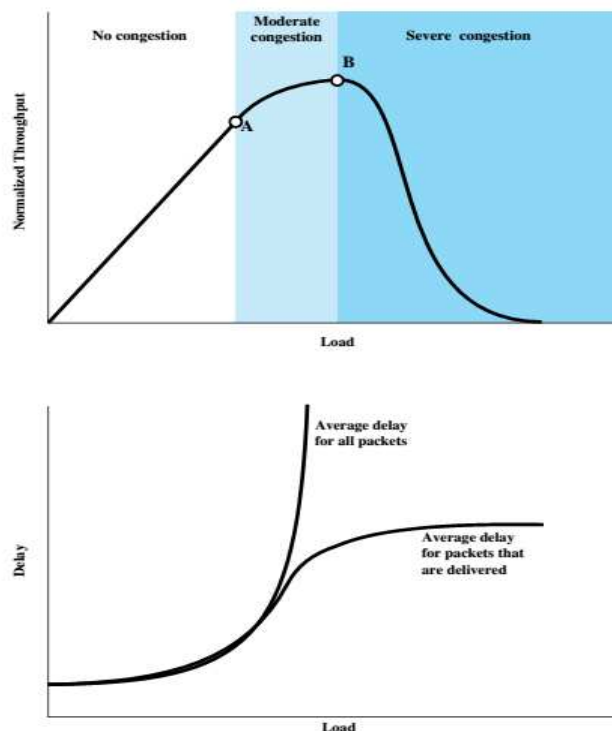
**Ilustración 14: Utilización ideal de una red**

## 6.2) Funcionamiento real:

En el caso ideal ilustrado, se ha supuesto que las memorias temporales son infinitas y que no existe costo asociado a la transmisión de los paquetes ni al control de congestión. En la práctica, las memorias son finitas, lo que provoca desbordamientos, y el control de congestión consume capacidad de la red debido al intercambio de señales de control. Considérese lo que sucede en una red con memorias temporales finitas si no se lleva a cabo el control de congestión ni se controla la entrada procedente de los sistemas finales. Aunque es claro que los detalles diferirán según la configuración de la red y las estadísticas de tráfico, notar el pobre resultado mostrado en términos generales en la Ilustración 15 (rendimiento y retardo real)

**Ilustración 15: Efectos reales de la congestión en el rendimiento y el retardo de los paquetes.**

Para alta carga, el rendimiento, y por tanto la utilización de la red, aumenta conforme lo hace la carga. A medida que ésta continúa creciendo, llega un momento (punto A en la gráfica) a partir del cual el rendimiento de la red crece a una velocidad menor a la que lo hace la carga. Este hecho se debe a que la red entra en un estado de congestión moderada, en la que la red sigue dando curso al tráfico aunque con un incremento en el retardo. El alejamiento del rendimiento de su comportamiento ideal está motivado por varios factores. Por una parte, es improbable la distribución uniforme de la carga a través de la red, de modo que algunos nodos sufrirán una congestión moderada mientras que otros experimentarán una congestión severa y precisarán descartar algún tráfico. Adicionalmente, la red tratará de equilibrar la carga conforme ésta aumenta mediante el encaminamiento de paquetes a través de zonas menos congestionadas. Por lo que se refiere a la función de encaminamiento de la red, los nodos deben intercambiar entre sí un mayor número de paquetes para avisarse acerca de las zonas congestionadas; este costo reduce la capacidad disponible para los paquetes de datos. A medida que la carga de la red continúa aumentando, el tamaño de las colas de los distintos nodos sigue creciendo. Eventualmente, llega un momento (punto B en la gráfica) a partir del cual el rendimiento real decae al aumentar la carga de entrada. La razón para ello es que las memorias temporales existentes en cada nodo son de tamaño finito. Cuando las memorias en un nodo dado se llenan, éste debe descartar paquetes. Por tanto, los sistemas origen deben retransmitir los paquetes rechazados además de otros nuevos. Esto sólo consigue empeorar la situación: conforme se retransmiten más y más paquetes, la carga del sistema aumenta y se saturarán más memorias temporales. Mientras el sistema trata desesperadamente de eliminar el exceso de paquetes, los usuarios continúan enviando paquetes, nuevos y anteriores, al sistema. Incluso puede que tengan que retransmitirse aquellos paquetes enviados con éxito debido a que una capa superior (por ejemplo, la de transporte) tarda mucho tiempo en confirmarlos: el emisor supone que el paquete no se recibió en el receptor y lo retransmite. En estas circunstancias la capacidad efectiva del sistema es prácticamente cero.



Hay dos alternativas básicas para intentar controlar la congestión:

### 6.2.1) Contrapresión:

Esta técnica produce un efecto similar a la contrapresión en fluidos que caen por un tubo. Cuando el extremo del tubo está cerrado (u obstruido) el fluido realiza una presión hacia atrás en el tubo hasta el punto origen, donde el flujo es nulo (o menor). La contrapresión se puede realizar a nivel de enlaces o de conexiones lógicas (por ejemplo, circuitos virtuales). Volviendo de nuevo a la Figura 9, si el nodo 6 sufre congestión (se llenan las memorias temporales asociadas), éste puede frenar parcial o totalmente el flujo de paquetes desde el nodo 5 (o del nodo 3, o de los dos). Si persiste esta restricción, el nodo 5 necesitará frenar también parcial o totalmente el tráfico sobre sus líneas de entrada. Esta restricción sobre el flujo se propagará hacia atrás (en sentido contrario al flujo del tráfico de datos) hacia los sistemas emisores, cuya transmisión de nuevos paquetes hacia la red quedará limitada. La contrapresión se puede aplicar de forma selectiva a las conexiones lógicas, de manera que el flujo desde un nodo al siguiente sólo se reduzca o se detenga para algunas conexiones, generalmente para aquellas con mayor tráfico. En este caso, la restricción se propagará hacia atrás hacia los emisores a lo largo de las conexiones en cuestión.

La contrapresión resulta de una utilidad limitada, pudiéndose utilizar en redes orientadas a conexión que permiten control de flujo a nivel de enlace (de un nodo al siguiente).



## 6.2.2) Paquetes de obstrucción:

Un paquete de obstrucción es un paquete de control generado por un nodo congestionado y transmitido hacia atrás, hacia un nodo origen a fin de reducir el flujo de tráfico.

Se han propuesto y experimentado un gran número de mecanismos de control de congestión en redes de conmutación de paquetes. Los siguientes son algunos ejemplos:

- Envío de un paquete de control desde un nodo congestionado hacia todos o algunos nodos emisores. Este paquete de obstrucción frenará total o parcialmente la velocidad de transmisión de los emisores, limitando así el número total de paquetes en la red. Esta aproximación requiere tráfico adicional en la red mientras dure la congestión.
- Uso de paquetes de prueba extremo a extremo. Estos paquetes pueden llevar un sello de tiempo para determinar el retardo entre dos extremos particulares. Presenta el inconveniente de introducir datos suplementarios en la red.
- Permiso a los nodos de conmutación para añadir información de congestión a los paquetes que los atraviesan. Existen dos posibles aproximaciones. Un nodo puede añadir esta información a los paquetes que vayan en dirección contraria a la de la congestión; esta información alcanzará rápidamente el nodo origen, que puede reducir el flujo de paquetes en la red. Alternativamente, esta información podría añadirse a los paquetes en la misma dirección de la congestión, en cuyo caso el destino requiere del nodo origen un ajuste de la carga o bien devuelve a éste una señal en los paquetes (o confirmaciones) en dirección opuesta.