

Redes de área local

Topologías y políticas de control
de acceso al medio

José M. Barceló Ordinas
Enric Peig Olivé

P03/75098/02117

Índice

Introducción	5
Objetivos	6
1. Redes de área local	7
2. Arquitectura de protocolos para una red de área local	9
2.1. Estándares	10
3. El medio de transmisión	12
3.1. Redes de área local cableadas	12
3.2. Redes de área local inalámbricas	13
4. Topologías en una red de área local	14
4.1. Topología en bus	14
4.2. Topología en anillo	15
4.3. Topología en estrella	18
4.4. Seudotopologías inalámbricas	20
5. Control de acceso al medio	23
5.1. Control de acceso al medio estático	24
5.1.1. Acceso múltiple por división en el tiempo	24
5.1.2. Acceso múltiple por división en frecuencia	25
5.1.3. Acceso múltiple por distinción de códigos	25
5.1.4. Valoración del control de acceso al medio estático	27
5.2. Control de acceso al medio dinámico	29
5.2.1. Acceso dinámico por control centralizado	29
5.2.2. Acceso dinámico por control distribuido	30
5.3. Control de acceso al medio aleatorio	42
5.3.1. Algoritmo Aloha puro	43
5.3.2. Algoritmo Aloha segmentado	47
5.3.3. Problemas de estabilidad de los algoritmos Aloha puro y Aloha segmentado	48
5.3.4. Acceso múltiple por escucha de portadora	48
5.3.5. Comparación entre los algoritmos Aloha, Aloha puro y CSMA	52
5.3.6. Acceso múltiple por escucha de portadora con detección de colisiones	53
5.3.7. CSMA/CD o anillos con paso de testigo	54
5.4. Acceso múltiple por escucha de portadora con eliminación de colisiones	55

6. Estándares para redes de área local	58
6.1. Ethernet e IEEE802.3	60
6.1.1. Nivel físico	60
6.1.2. Control de acceso al medio	61
6.1.3. Formato de trama Ethernet	62
6.1.4. Direcciones	63
6.1.5. Concentradores y conmutadores	64
6.1.6. Ethernet full-duplex	69
6.2. EIA/TIA 568	71
6.2.1. Topología	71
6.2.2. Medio físico	72
6.2.3. Certificación	73
6.3. IEEE802.11 o WiFi	75
6.3.1. Nivel físico	75
6.3.2. Control de acceso al medio	77
6.3.3. Topología	77
Resumen	79
Actividades	81
Ejercicios de autoevaluación	81
Solucionario	83
Glosario	89
Bibliografía	91

Introducción

Las redes de área local surgen como una tecnología capaz de conectar ordenadores en un ámbito reducido, como por ejemplo, una oficina, un edificio o un departamento de una universidad. Actualmente, gracias a la creciente implantación de la informática doméstica y el coste reducido de los equipos, comienza a ser habitual encontrar redes locales incluso en los hogares.

El objetivo principal de una red de área local es permitir que unos recursos se compartan entre diversos ordenadores, tanto *hardware* especializado (impresoras, *scanners*, sistemas de *back-up*, etc.) como *software* (aplicaciones y datos asociados a los mismos que han de ser utilizados por diversos usuarios).

En este módulo didáctico veremos los principios de funcionamiento de las redes de área local y las tareas que se deben llevar a cabo para conseguir que haya comunicación entre todas las estaciones de una red.

Presentaremos las diferentes topologías posibles, enumerando las ventajas e inconvenientes de cada una, y los diferentes protocolos de acceso al medio disponibles en la actualidad. Asimismo evaluaremos los parámetros más característicos de los diferentes protocolos para poder decidir cuál es el más adecuado a cada uno de los diversos escenarios posibles.

Finalmente, describiremos los estándares más significativos referidos a redes de área local y veremos la aplicación concreta de cada uno de ellos.

Objetivos

El estudio de los materiales didácticos de este módulo tiene que permitir que el estudiante alcance los objetivos siguientes:

1. Ser capaz de definir una red de área local y entender sus principios de funcionamiento.
2. Conocer los niveles OSI que intervienen en las redes de área local.
3. Poder describir las diferentes topologías con las que se pueden diseñar redes de área local: bus, anillo y estrella.
4. Entender la diferencia que hay entre una topología física y una topología lógica y el papel que tienen en ellas los concentradores y los conmutadores.
5. Conocer los diferentes protocolos de acceso al medio que se han propuesto y sus prestaciones.
6. Conocer los estándares de redes de área local más utilizados actualmente; concretamente, Ethernet y *token ring*, así como el estándar de cableado estructurado y los utilizados en las redes inalámbricas.

1. Redes de área local

Una red de área local es un tipo de tecnología diseñada para conectar ordenadores o estaciones en un ámbito local. Son redes que tienen un diámetro (separación entre los diferentes componentes de la red) que oscila entre decenas de metros y unos cuantos kilómetros.

L. Quinn y R. Russell proporcionan una definición sencilla de LAN:

“Una red de área local es un sistema que permite conectar directamente distintas estaciones entre sí”.

Ámbito local

Cuando hablamos de ámbito local pensamos, por ejemplo, en una oficina, un departamento de una empresa, un edificio o un campus universitario de pequeñas dimensiones.

En adelante, abreviaremos *red de área local* con la sigla inglesa LAN (*Local Area Network*).

Observad que esta definición consta de unas cuantas palabras clave: 

- Es un **sistema**, ya que consta de distintos componentes, como cables, interfaces de red, estaciones repetidoras, conmutadores, protocolos, etc.
- Proporciona **conectividad** para que las estaciones puedan intercambiar información.
- Las estaciones están conectadas **directamente** entre sí por un medio de transmisión (por ejemplo, un cable o el aire), interfaces de red (por ejemplo, un conector o una antena) y/o mecanismos de interconexión (como un repetidor o un conmutador).
- Finalmente, se conectan **diferentes estaciones entre sí**, de manera que comparten el mecanismo de transmisión. Habrá que definir una serie de criterios para decidir cuál de las estaciones utiliza el medio de transmisión en cada momento.

Una LAN, por definición, es una **red por difusión** (*broadcast*). En una red por difusión, todas las estaciones reciben una copia de la información transmitida por otra estación.

Una nueva filosofía de diseño de LAN

Como veremos más adelante, en los últimos años ha surgido otro tipo de filosofía de diseño LAN: son las LAN conmutadas.

Una LAN conmutada envía los datos únicamente a la estación de destino basándose en un campo de la cabecera de la trama transmitida que contiene su dirección.

En los apartados 4.3. y 6.1.5. trataremos este tema con más profundidad. 

La definición de LAN nos permite intuir los tres parámetros principales que describen una LAN y que determinan las características de la red: 

- El **medio de transmisión**.
- La **topología de la red**: la geometría de conexión de los componentes de la red.
- La **política de acceso al medio**: describe los criterios necesarios para que todas las estaciones conectadas a la red puedan acceder de manera eficiente al medio de transmisión.

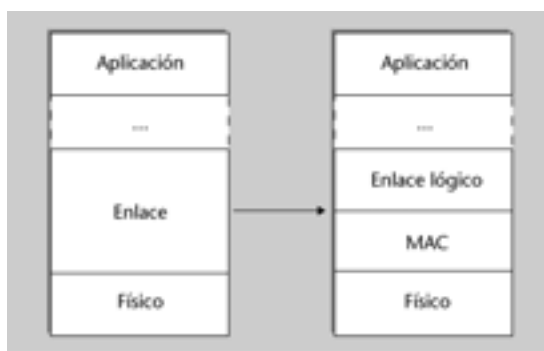
Así pues, se podría decir que el medio de transmisión define las características relacionadas con la transmisión de la información (cables, codificación, señales, etc.), mientras que la topología define el modo en el que se conectan las estaciones (en forma de anillo, de estrella o de bus) y el acceso al medio define cómo comparten el medio todas las estaciones (qué estación transmite en cada momento).

A lo largo de este módulo didáctico estudiaremos a fondo estos tres puntos clave y la influencia que ejercen en el diseño de una red de área local. Antes, sin embargo, describiremos una LAN desde el punto de vista de la pila de protocolos OSI. 

2. Arquitectura de protocolos para una red de área local

Cuando se presenta el funcionamiento de una LAN hay que tener en cuenta que los niveles de la torre OSI afectados son el físico y el de enlace.

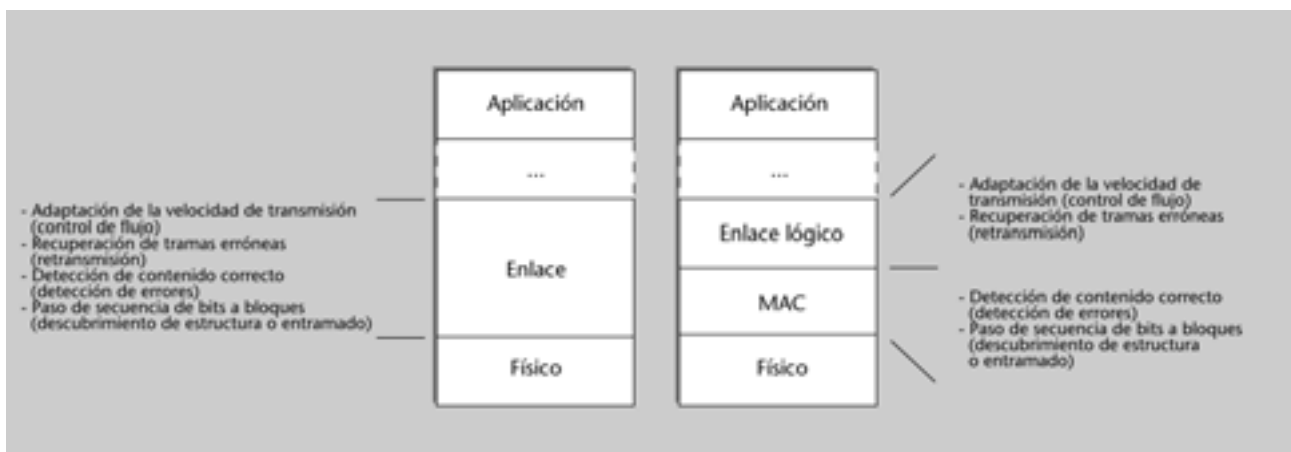
Sin embargo, tenemos que considerar que estos dos niveles no pueden ser definidos como en un enlace punto a punto, ya que los terminales que utilizan la LAN son más de dos. Por lo tanto, hay que modificar el modelo OSI, tal y como lo hemos visto hasta ahora, para ubicar en el mismo las LAN. Las modificaciones convierten los dos niveles inferiores en tres:



El nuevo nivel de control de acceso al medio implementa la funcionalidad necesaria para permitir el acceso de los múltiples terminales al único medio de transmisión disponible. El nivel MAC* se crea, pues, utilizando un protocolo que ejecutarán todos los terminales de manera distribuida, y que tiene que ofrecer un reparto eficiente (y justo) de la capacidad disponible del medio de transmisión a todos los terminales participantes de la LAN.

* MAC proviene de la expresión inglesa *Medium Access Control sublayer*.

La adición de este nuevo nivel exige el estudio de los subniveles de los que partimos, para ver qué funcionalidad permanece en el nivel físico, cuál en el de enlace y cuál pasa a formar parte de la del nuevo nivel MAC.



Toda la funcionalidad “baja” del nivel de enlace ha pasado al nivel MAC. Esta migración no es arbitraria: el nivel MAC (como el de enlace) necesita datos estructurados para añadir la información de control que precisa para su funcionamiento interno. Fundamentalmente necesita dos cosas:

- **Direcciones*** para saber si es el destinatario de la trama que detecta en el medio de transmisión, o no.
- **Detección de errores** para saber si lo que recibe es correcto.

* Para diferenciar estas direcciones de otras, las denominaremos *direcciones MAC*.

Puesto que el medio de transmisión es compartido por todos los terminales, todos los terminales “oyen” todas las tramas que viajan, las descodifican, comprueban que sean correctas y miran si la dirección es la suya. Si las tramas no son correctas o bien no están dirigidas a ellos, simplemente las ignoran*.

Por este motivo todos los subniveles relacionados con el entramado o estructuración del flujo de bits pasan a formar parte del nivel más inferior que los necesita: el nivel MAC.

* Si la trama es errónea el terminal no tiene que hacer nada. No puede pedir la retransmisión, ya que nos encontramos en un absurdo: ¿cuál de todos los terminales es el que tiene que pedir la retransmisión? Ninguno de ellos sabe cuál es el receptor legítimo, ya que la trama es errónea.

La literatura de redes habitualmente cambia los nombres de los niveles bajos cuando el modelo OSI se aplica sobre terminales de una LAN. El modelo resultante para las LAN mantiene siete niveles (y no ocho como parece indicar la figura), porque el nivel MAC y el nivel físico se unen manteniendo el nombre de *nivel MAC*. Esto se justifica en el hecho de que muchos protocolos MAC (los derivados de CSMA, como veremos más adelante) requieren funcionalidad adicional a la pura transmisión y recepción de bits para poder funcionar. Por otro lado, el nivel de enlace se renombra como nivel de **enlace lógico** (LLC*), ya que ha perdido parte de las tareas que le son propias: sincronismo de trama y detección de errores.

* LLC proviene de la expresión inglesa *Logical Link Control*.

2.1. Estándares

Más adelante, dentro de este mismo módulo, veremos algunos estándares aplicables a estos dos niveles. Cabe señalar que, si bien para el nivel MAC hay unos cuantos estándares reconocidos (Ethernet, IEEE802.5, IEEE802.11, etc.), para el nivel de enlace sólo hay uno: el IEEE802.2, que es una variante del HDLC, evidentemente sin la parte de sincronismo de trama ni la de detección de errores.

Podéis ver el HDLC en el módulo “Enlace de datos” de esta asignatura.

Hay que resaltar que no siempre se utiliza el IEEE802.2. El caso más relevante es Ethernet, que incluye la funcionalidad de enlace dentro del mismo protocolo. Ethernet es, pues, una especificación de protocolo que cubre los niveles MAC y LLC. Sin embargo, la fun-

cionalidad que incluye del nivel LLC es mínima (sólo multiplexación), por lo cual muchas veces se considera Ethernet simplemente como un protocolo de nivel MAC.

Nivel de enlace lógico	IEEE802.2				
Nivel MAC	IEEE802.3 CSMA/CD	IEEE802.5 Token Ring	FDDI Token Ring	IEEE802.11 CSMA; CSMA/CA	IEEE802.15 TDM
Nivel físico	100 Mbps, 100 Mbps, 1 Gbps	4 Mbps, 16 Mbps	100 Mbps	11 Mbps, 54 Mbps	1 Mbps

3. El medio de transmisión

El medio de transmisión es el camino físico que separa dos componentes de la red.

Los medios de transmisión se clasifican en medios de transmisión guiados y medios de transmisión no guiados. De la misma manera, ahora clasificaremos las redes de área local en dos grandes grupos de acuerdo con el medio de transmisión utilizado.

Podéis ver los medios de transmisión guiados y no guiados en el subapartado 2.2 del módulo "Transmisión de datos" de esta asignatura.

3.1. Redes de área local cableadas

Son las que utilizan un medio de transmisión guiado, generalmente cable coaxial, par trenzado o fibra óptica. El medio de transmisión tiene que soportar un ancho de banda importante, si bien el alcance puede ser más limitado. Las redes actuales requieren capacidades de entre 10 Mbps y 1 Gbps, y anchos de banda de entre 10 MHz y 100 MHz.

Históricamente, los medios de transmisión han dependido del fabricante o del estándar utilizado. Posteriormente, se empezaron a definir los estándares para cableado y sobre ellos se empezaron a definir los estándares para protocolos MAC. Esto permite cablear oficinas, industrias, etc. antes de que los inquilinos decidan el tipo de red que utilizarán. El cableado es genérico: es lo que se conoce como *cableado estructurado* y que veremos más adelante en este módulo. El cableado estructurado está estandarizado (EIA/TIA568) y los estándares de protocolos MAC simplemente hacen referencia al mismo.

Podéis ver el cableado estructurado en el apartado 6.2 de este mismo módulo didáctico.

El cableado estructurado también ha evolucionado. Inicialmente se definieron el par trenzado y la fibra óptica como medios alternativos en función del alcance de la red (habitualmente para corta distancia, par trenzado). Sin embargo, se preveía que en el futuro, a medida que las demandas de capacidad crecieran, la tendencia natural sería que se generalizara el uso de las variantes de cableado estructurado sobre fibra óptica.

La realidad, sin embargo, es que la fibra óptica no se ha impuesto (ni mucho menos) al par trenzado en las instalaciones habituales. La razón principal es que las técnicas de fabricación del cableado, conectores y componentes han mejorado. Esta mejora ha permitido el paso de anchos de banda de 10-20 MHz a 100 MHz. Sin embargo, la mejora está viniendo sobre todo por parte de los equipos utilizados, que usan codificaciones de canal cada vez más complejas y que aprovechan más el ancho de banda disponible dentro de un

Podéis ver la codificación de canal en el módulo "Transmisión de datos" de esta misma asignatura.

par trenzado. Ya se pueden encontrar a precios asequibles tarjetas Gigabit Ethernet (1 Gbps) que funcionan sobre el mismo cableado que requiere Fast Ethernet (100 Mbps): categoría 5*.

Actualmente, la competencia al par trenzado no parece que tenga que venir por parte de la fibra óptica (que de momento queda relegada a las LAN de alcance superior), sino que llegará antes por parte de las LAN inalámbricas.

* Incluso el grupo de trabajo de Ethernet a 10 Gbps está estudiando la posibilidad de usar este mismo tipo de cableado.

3.2. Redes de área local inalámbricas

Las redes de área local inalámbricas son las que utilizan un medio de transmisión no guiado, por ejemplo la tecnología por radio, los infrarrojos o las microondas. Actualmente, hay que destacar las redes que funcionan en los 2,4 GHz y 5 GHz. Estas dos subbandas (dentro de las microondas) son de uso libre, regulado en todos los países del mundo.

- *Uso libre* quiere decir que no es necesario pedir permisos para utilizar transmisores en estas frecuencias, como sí ocurre en la mayor parte del espectro radioeléctrico.
- *Regulado* se refiere al hecho de que los transmisores no pueden exceder de ciertas limitaciones, básicamente de potencia transmitida*.

* Son las que se conocen como bandas ISM, o *Industrial, Scientific and Medical bands*.

Esto deja el campo libre a la implementación de LAN que aprovechen estas bandas espectrales: en particular IEEE802.11 WiFi e IEEE802.15 Bluetooth.

Podéis ver la descripción de estos estándares en el apartado 6 de este módulo didáctico.

Las redes inalámbricas tienen un campo de aplicación muy amplio:

- LAN para equipos portátiles. En LAN donde los terminales son ordenadores portátiles, que se mueven dentro de los despachos o de un área reducida.
- LAN de bajo coste. Aunque los equipos no sean móviles, en ciertos ámbitos la instalación del cableado de una LAN (cableado estructurado o no) puede ser costosa, tanto con respecto al precio del mismo cable como, sobre todo, por las obras y reformas que se deben hacer en el edificio. Las redes inalámbricas obvian este coste. Pequeñas oficinas, edificios antiguos o, incluso, hogares particulares son los principales destinatarios de estas redes.
- Interconexión de sistemas personales. La interconexión de ordenadores portátiles, teclados, ratones, impresoras, teléfonos móviles, etc. se puede solucionar también utilizando este tipo de tecnología.

Este tipo de LAN se describe en el estándar IEEE802.11.

Este tipo de LAN se describe en el estándar IEEE802.11.

Este tipo de LAN se describe en el estándar IEEE802.15.

4. Topologías en una red de área local

La topología en una red de área local es uno de los parámetros que más influyen en el diseño de la red.

Podemos definir una **topología** como la forma en la cual las estaciones se conectan al medio de transmisión.

Las topologías que más se usan en las LAN cableadas son la **topología en bus**, la **topología en anillo** y la **topología en estrella**. Si bien las LAN inalámbricas son topológicamente equivalentes a un bus, las trataremos como un caso aparte.

A continuación, veremos que el hecho de tener una topología u otra puede influir en la forma en la que se distribuye la información por el medio de transmisión.

4.1. Topología en bus

Un **bus** es un medio de transmisión lineal con tomas de conexión, a las cuales se conectan las estaciones mediante enlaces punto a punto.

El funcionamiento de un bus está determinado por las características siguientes: 

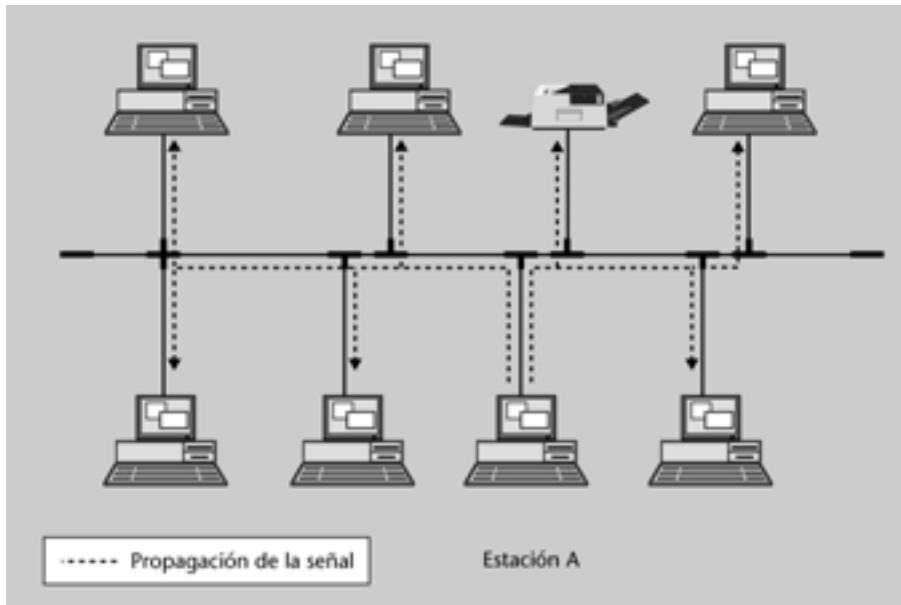
- Todas las estaciones se conectan al bus por medio de una toma de conexión*. La **toma de conexión** es una interfaz de conexión pasiva; es decir, no regenera la señal transmitida. Las tomas de conexión no interrumpen la continuidad del medio de transmisión.
- Los dos extremos del bus acaban en una resistencia o **terminador**, que tiene la función de eliminar o absorber la señal transmitida. Hay que mencionar que cuando la señal llega al final del bus, no tiene que haber reflexiones eléctricas (ruido de eco) que interfieran la señal transmitida posteriormente.
- La señal que transmite una estación se propaga en ambos sentidos a lo largo del bus. Cuando la señal digital llega a la resistencia, ésta la absorbe y la elimina.

* En inglés, la toma de conexión se denomina *tap*.

 Podéis ver el ruido de eco en el subapartado 4.1.3 del módulo "Transmisión de datos" de esta asignatura.

- Cada toma de conexión propaga la señal tanto a lo largo del bus como hacia la estación conectada a ella. La transmisión y la recepción se efectúan por un mismo conducto en una u otra dirección alternativamente; por lo tanto, es del tipo HDX*.

* HDX es la abreviación de *half duplex*.



La figura anterior muestra diferentes estaciones conectadas a un bus. La estación A accede al medio de transmisión y emite una trama. Podemos observar dos aspectos:

- 1) La señal que codifica la trama MAC se propaga en las dos direcciones del bus (es bidireccional), y todas las estaciones reciben una copia de la misma; es una red por difusión.
- 2) Si dos estaciones transmitiesen una trama al mismo tiempo, las dos señales se sumarían y los receptores serían incapaces de descodificar una u otra. De hecho, basta con que algún bit de la trama se superponga a otros bits de otra trama para que se corrompan las dos. Por ello hay que definir unos criterios de acceso al medio que controlen qué estación puede emitir en cada momento.

4.2. Topología en anillo

Un **anillo** es un conjunto de repetidores conectados entre sí con enlaces HDX punto a punto que forman un lazo cerrado. Las estaciones se conectan al anillo por medio de los **repetidores** con un enlace FDX*, también punto a punto, y la señal se propaga por el anillo de forma unidireccional.

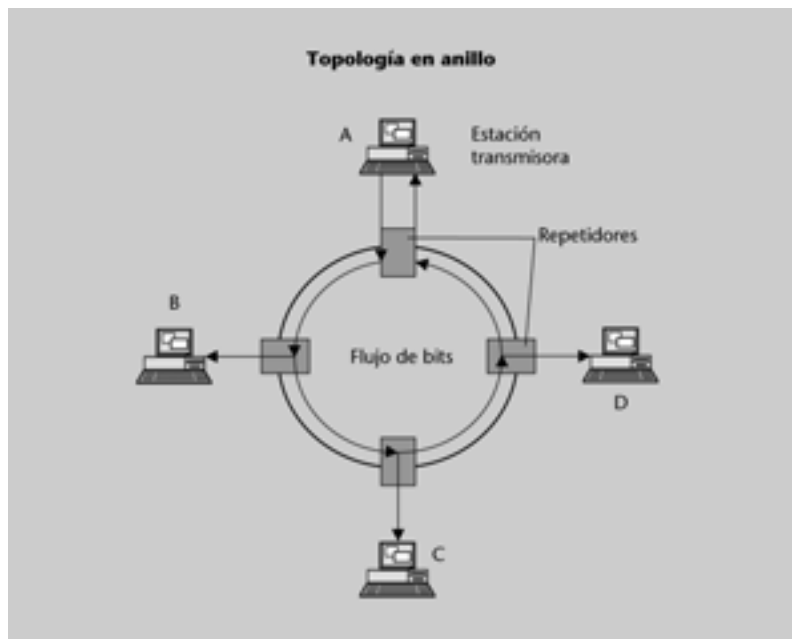
* FDX es la abreviación de *full duplex*.

En la topología de anillo, un repetidor es un dispositivo activo que **regenera** y **retransmite** los bits hacia el repetidor siguiente. Un repetidor permite que una estación reconozca patrones de bits o que modifique, si procede, los que retransmite.

Regeneración de la señal

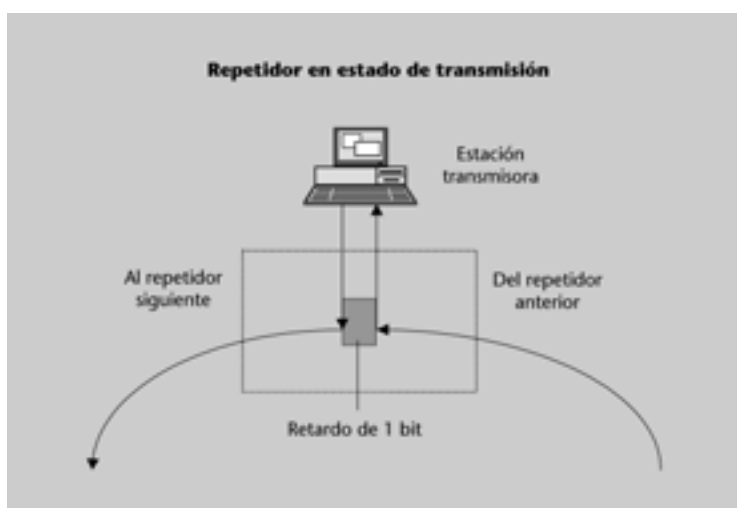
Hay que aclarar el término *regenerar*. Suponed que un repetidor transmite una señal digital utilizando, por ejemplo, una codificación de canal como podría ser la codificación Manchester. Cuando esta señal llegue al repetidor siguiente, el medio la habrá perturbado por atenuación, ruido y distorsión. El repetidor recupera la señal y la vuelve a retransmitir en su formato original. Se trata, por lo tanto, de un elemento activo. Pensad que en la topología en bus, las tomas de conexión eran elementos pasivos que simplemente propagaban la señal con todas las perturbaciones adquiridas en los tramos anteriores.

La figura siguiente muestra una red con una topología en anillo. La estación A transmite una trama que fluye por el anillo:



Es evidente que la estación transmisora A tiene que eliminar la trama para que los bits no fluyan indefinidamente por el anillo: el repetidor de la estación A no debe regenerar los bits de la trama una segunda vez por el anillo. Por ello los repetidores pueden trabajar en tres estados diferentes:

1) **Repetidor en estado de transmisión.** Es el estado propio del repetidor de una estación que quiere transmitir una trama al medio.



Repetidores

El concepto *repetidor* no es exclusivo de la topología en anillo. De hecho, un repetidor es un sistema capaz de mejorar la calidad de la señal codificada en un circuito de datos. Habitualmente se utilizan para ampliar el alcance de los circuitos de datos, y se pone uno cada cierta distancia para corregir los problemas de la línea.

Un repetidor en estado de transmisión efectúa los pasos siguientes:

- a) El repetidor recibe los bits de la estación y los retransmite al repetidor siguiente.
- b) Cuando el repetidor recibe los bits del repetidor anterior, los pasa a la estación.
- c) El repetidor de la estación transmisora recibe de nuevo la trama transmitida, que ha recorrido todo el anillo. La estación puede comprobar que los bits son correctos, como método de confirmación de que la trama ha llegado correctamente antes de eliminarla del anillo.

2) **Repetidor en estado de escucha.** Es el estado propio de los repetidores del resto de las estaciones del anillo, las que esperan recibir tramas.



Un repetidor en estado de escucha efectúa los pasos siguientes:

- a) El repetidor recibe una trama procedente del repetidor anterior.
- b) El repetidor copia cada bit de la trama y lo transmite a la estación en estado de escucha.
- c) Al mismo tiempo, el repetidor regenera cada bit y lo retransmite hacia el repetidor siguiente. Estos bits experimentan un retardo que, como mínimo, será aproximadamente el tiempo de transmisión de un bit por un enlace a velocidad v_t , donde v_t es la velocidad de transmisión del anillo. Recordad que este tiempo es el inverso de la velocidad de transmisión. Si en lugar de experimentar un retardo de un bit, experimentara un retardo equivalente a B bits, el retardo ($T_{\text{repetidor}}$) en el repetidor sería:

$$T_{\text{repetidor}} = B/v_t$$

El repetidor puede aprovechar este retardo para efectuar algunas funciones complementarias:

- Buscar patrones de bits.
- Modificar algún bit de la trama antes de retransmitirla al repetidor siguiente.

Ejemplos de búsqueda de patrones de bits

- Detección de un bit determinado que le dé permiso para transmitir (acceso al medio).
- Detección del campo de dirección MAC de destino de las tramas para saber si su estación es la estación de destino de la trama MAC.

Ejemplo de modificación de bits de la trama

Una estación receptora podría activar un bit al final de la trama si esta trama se hubiera recibido correctamente. De este modo, cuando la trama volviese a la estación transmisora, esta estación podría, al detectar este bit, asumir que la transmisión de la trama se ha efectuado con éxito. Esta estrategia de confirmación puede sustituir un protocolo de control de errores en el nivel LLC.

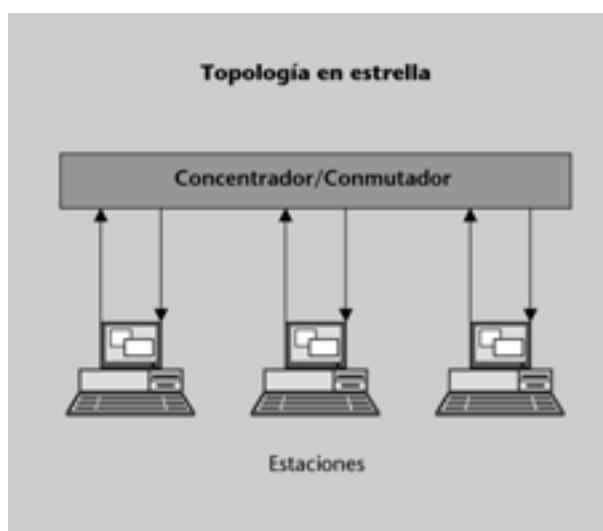
3) **Repetidor en estado de cortocircuito o *bypass***: en este estado, una estación queda aislada del anillo. En la práctica, es como si sólo hubiera una línea de transmisión. Por lo tanto, en un estado de cortocircuito, el único retardo que el repetidor introduce en el anillo es el retardo de propagación.



El propósito del estado de cortocircuito es que cuando la estación esté desconectada, el anillo no quede abierto, y se impida así la regeneración y retransmisión de las señales que le llegan.

4.3. Topología en estrella

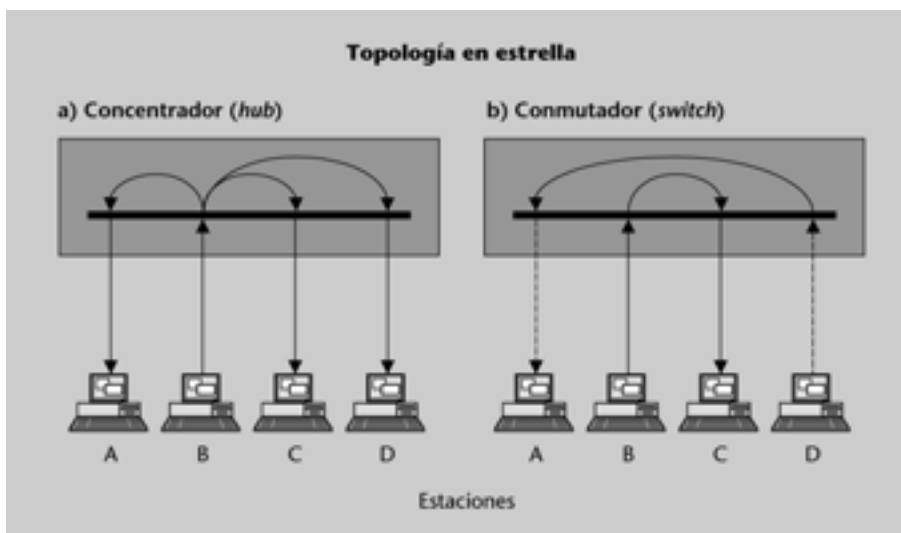
En una topología en estrella todas las estaciones están conectadas a un nodo central por medio de enlaces punto a punto.



El nodo central, como indica la figura, puede ser:

- Un concentrador (en inglés, *hub*). La idea es que el concentrador implemente interiormente una de las topologías que acabamos de ver (anillo o bus). Físicamente es una estrella, pero lógicamente se comporta como un anillo o como un bus. Cuando una estación transmite una trama, el concentrador la retransmite por todos los puertos de salida, de manera que todas las estaciones reciben una copia.
- Un conmutador (en inglés, *switch*). Cuando una estación transmite una trama, el conmutador la filtra según la dirección de destino y sólo la transmite por el puerto de salida al que está conectada la estación a la cual va destinada.

En la figura anterior podemos ver cómo funcionaría una LAN con topología física en estrella y topología lógica en bus. La figura siguiente muestra la diferencia entre un concentrador y un conmutador:



- En el concentrador, la estación B transmite una trama cuyo destino es la estación C. Sin embargo, todas las estaciones la reciben. La estación C tendrá que detectar la dirección MAC de destino para averiguar si la trama es para ella. El resto de las estaciones descartará la trama al detectar la dirección MAC de destino.
- En el conmutador, la estación B transmite una trama cuyo destino es la estación C. Ahora es el conmutador el que filtra la dirección MAC y sólo retransmite la trama por un puerto de salida, el de la estación C. De forma simultánea, la estación D se puede comunicar con la estación A.

Aparte de la distinción entre conmutadores y concentradores (y sobre la cual profundizaremos más adelante en este mismo módulo), es interesante ver las ventajas puramente topológicas de las redes en estrella.

Por una parte, las redes en estrella son **tolerantes a fallos** del sistema de manera más robusta que las de anillo o bus:

- En un anillo, un corte segmenta la red y, al ser unidireccional, se impide el flujo de señal.
- En un bus, un corte deja la red dividida en dos segmentos aislados y mal terminados y, por lo tanto, fuera de servicio.

FDDI

Este estándar de LAN sobre topología en anillo corrige este problema utilizando dos anillos unidireccionales contrarrotatorios. Un corte reconfigura los dos anillos de manera que la señal resuelve el corte volviendo por el otro anillo. El DQDB también resuelve el problema de una forma similar.

En cambio, en una red en estrella el corte en un enlace deja sin servicio únicamente el terminal asociado; el resto puede seguir operando igualmente.

Para el administrador de la red, la topología en estrella presenta dos ventajas fundamentales.

- Abarata el mantenimiento. En caso de mal funcionamiento el administrador localiza el punto conflictivo más fácilmente: el problema es un brazo de la estrella, no la LAN entera.
- Todas las conexiones están centradas en un punto.

Hay que tener presente que topológicamente una estrella es un caso degenerado de bus o de anillo. Si reducimos mentalmente un bus o un anillo a un punto (manteniendo los terminales en su lugar), podemos seguir pensando en términos de buses y de anillos, pero aprovechando la “robustez topológica” de la estrella. Estándares como Ethernet, *token ring*, etc. han evolucionado hacia estrella, manteniendo su topología lógica, en bus y anillo respectivamente.

Otras redes tradicionales, como la telefónica, también utilizan esta topología, lo cual ha acelerado la unificación de infraestructuras de cableado con una misma configuración.

4.4. Seudotopologías inalámbricas

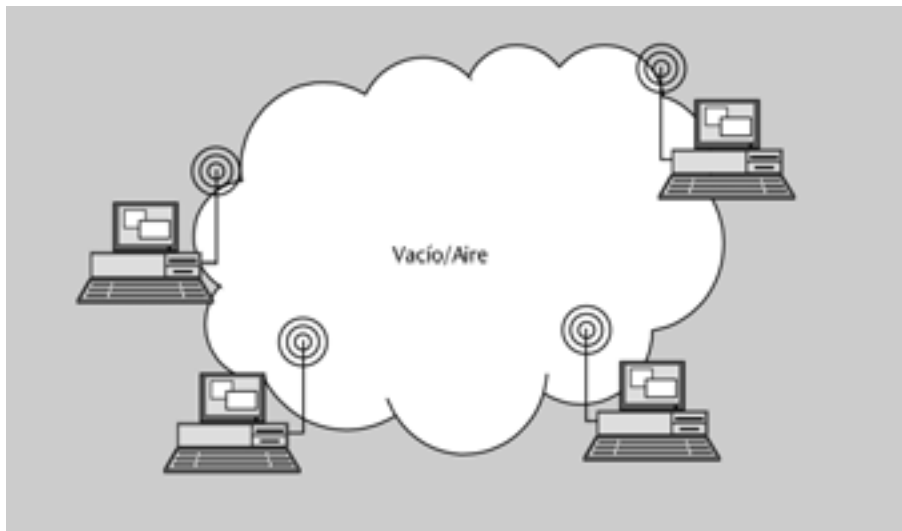
Hablar de topologías inalámbricas no es del todo correcto ya que, en realidad, la configuración de los terminales es equivalente a un bus. El bus es la única topología disponible en redes inalámbricas, ya que todos los terminales están conectados por medio de un único medio de transmisión.

Recordad

Una red en bus requiere terminadores para evitar el ruido de eco.

Terminología

Entendemos por *topología lógica* el modelo de conexión de los terminales, por oposición a *topología física*, o simplemente *topología*, que usaremos cuando nos refiramos a la configuración del cableado.



En un anillo o en una estrella, de hecho, se dispone de n medios de transmisión independientes (líneas de transmisión) que interconectan un terminal al siguiente (en el anillo), o al concentrador (en la estrella).

No obstante, tratamos el “bus inalámbrico” como un caso aparte para resaltar sus aspectos diferenciales:

- **Visibilidad parcial.** En un bus, los dos terminales más lejanos tienen que transmitir con bastante potencia para recibir la señal el uno del otro. En cambio, en redes inalámbricas dos terminales pueden no tener conexión directa entre sí, pero sí con un tercer terminal intermedio. Esto puede ser por dos razones: o bien por excesiva lejanía de los terminales extremos, o bien por sombras de señal producidas por obstáculos.
- **Movilidad.** Los equipos son móviles, y por lo tanto los retardos, la potencia, la relación señal-ruido, etc. no son factores estables durante el transcurso de una comunicación.
- **Half duplex.** En la actualidad no es posible hacer radiotransmisores *full duplex* (dentro de una misma frecuencia). Esto impide implementar protocolos como CSMA/CD ampliamente utilizados en cableados en bus.
- **Seguridad.** Una red inalámbrica no está limitada a un conjunto de puntos de conexión. El acceso está disponible dentro de un área o, mejor dicho, de un volumen con unas dimensiones imprecisas definidas por el radio de acción de las antenas instaladas en cada uno de los terminales. Cualquier terminal ajeno a la LAN que pase por el radio de acción de estas antenas podrá “escuchar” el tráfico de la LAN*.

CSMA/CD

Aunque el CSMA/CD es un protocolo *half duplex* (sólo transmite en una dirección en cada momento), las tarjetas de transmisión deben poder detectar transmisiones de otras para hacer la detección de colisiones (CD). Por ello no puede utilizarse el CSMA/CD en redes inalámbricas.

* En argot de seguridad esto se denomina “oler” (*sniffing*) o “pinchar/derivar la línea” (*wire tapping*). En redes inalámbricas seguramente la variante “oler” es más apropiada.

Esto exige que estas redes utilicen procedimientos criptográficos para proteger el tráfico de los legítimos usuarios contra ataques malévolos.

El IEEE802.1x o el IPSec son estándares basados en criptografía (cifrado, integridad y autenticación) que ofrecen un nivel de seguridad suficiente para proteger los datos que circulan contra la copia y manipulación por terceras partes.

Todos estos factores son determinantes a la hora de diseñar los protocolos para las LAN inalámbricas, como veremos más adelante.

Podéis ver los protocolos de LAN inalámbricas en el apartado 5.4 de este módulo didáctico.



5. Control de acceso al medio

Hemos visto que, independientemente de la topología que utilice una LAN, todas las estaciones comparten un único medio de transmisión que sólo puede utilizar una estación en cada momento. Esto se debe a que la señal que envía esta estación se difunde por todo el medio, lo ocupa e impide, por lo tanto, que ninguna otra estación pueda transmitir al mismo tiempo.

La estación que transmite debe tener la certeza de que la única que lo hace en aquel momento y, además, tiene que dar a otras estaciones la posibilidad de enviar datos. No puede, por lo tanto, ocupar el medio indefinidamente.

El algoritmo de **control de acceso al medio** se encarga de repartir de manera ordenada, equitativa y eficiente el uso de este recurso único (el medio de transmisión) entre un conjunto de estaciones usuarias.

El control de acceso al medio (MAC) es un mecanismo que decide qué estación puede acceder en cada momento al medio para transmitir una trama de información.

El MAC proporciona un **servicio de acceso múltiple** a los usuarios de la red.

Como ya hemos mencionado, la unidad de información es la trama MAC. Puesto que una LAN, por definición, es una red de difusión, las tramas se propagan por el medio y todas las estaciones las reciben. Por lo tanto, es necesario identificar las estaciones de origen y de destino y transmitir esta información junto con los datos que nos proporciona el nivel superior. A partir de la dirección MAC de destino, las estaciones pueden deducir si la trama es para ellas y, además, consultando la dirección MAC de origen, quién les envía la información. En caso de que una estación reciba una trama con una dirección MAC de destino que no coincida con la suya, se limitaría a eliminarla.

Se ha propuesto una gran cantidad de protocolos de control de acceso al medio para todo tipo de redes, tanto para redes cableadas como para redes inalámbricas. Actualmente, el acceso al medio es un tema de estudio muy importante en las comunicaciones móviles, en las que un usuario con un terminal de datos puede moverse continuamente.

Los **protocolos de control de acceso al medio** básicos se pueden clasificar en tres grandes grupos: 

- Control de acceso al medio estático.

- Control de acceso al medio dinámico.
 - Acceso dinámico por control centralizado.
 - Acceso dinámico por control distribuido.
- Control de acceso al medio aleatorio.

Cada uno de estos accesos al medio tiene ventajas e inconvenientes, y se aplica a redes muy distintas. Los protocolos que más han triunfado en las LAN cableadas han sido uno por control distribuido (redes *token ring* o redes en anillo con paso de testigo) y otro de tipo aleatorio (redes Ethernet con topología en bus o estrella y acceso al medio CSMA/CD). En redes inalámbricas se utiliza una combinación de control de acceso al medio estático (FDMA/CDMA) y aleatorio (CSMA/CA). Todos estos protocolos se explican a continuación.

5.1. Control de acceso al medio estático

El control de acceso al medio estático, también denominado **acceso al medio por reserva**, consiste en mecanismos que se basan en el reparto del medio entre los diferentes usuarios, bien de una porción de tiempo, o bien de una porción del ancho de banda. Dos de los mecanismos principales (TDMA y FDMA) utilizan algunas de las ideas aplicadas a redes de gran alcance (multiplexación por división en el tiempo y multiplexación por división en frecuencia).

Los conceptos de multiplexación por división en frecuencia y multiplexación por división en el tiempo se tratan en el módulo "Transmisión de datos" de esta misma asignatura.

5.1.1. Acceso múltiple por división en el tiempo

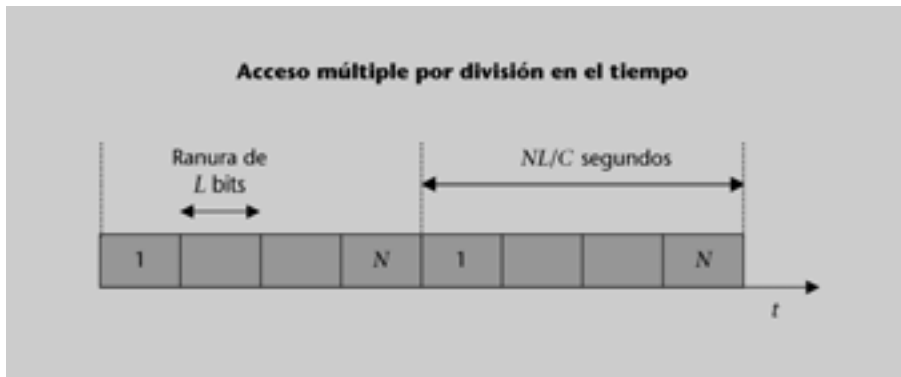
El acceso múltiple por división en el tiempo (TDMA*) consiste en dividir el canal (medio de transmisión) en ranuras de tiempo (*slots*) que se asignan estáticamente a las estaciones (usuarios).

* TDMA es la sigla de la expresión inglesa *Time Division Multiple Access*.

Cada estación transmite en su ranura de tiempo. Supongamos que la red tiene los parámetros siguientes: N usuarios, una capacidad del canal de C bits por segundo (b/s o bps) y una longitud de las tramas de L bits.

Si la duración de una ranura de tiempo se corresponde con la longitud de una trama MAC, tendremos lo siguiente.

- Tiempo de transmisión de una trama MAC: $t_t = L/C$ segundos (en este caso coincide con la duración de una ranura).
- Tiempo entre la transmisión de dos tramas consecutivas que pertenecen a la misma estación: $(N - 1)L/C$ segundos.

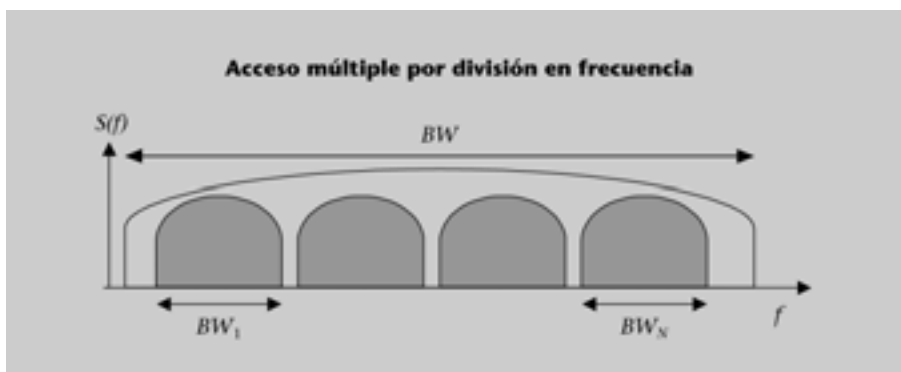


5.1.2. Acceso múltiple por división en frecuencia

Supongamos que la red tiene los parámetros siguientes: N usuarios y un ancho de banda del canal de BW Hz.

En un acceso múltiple por división en frecuencia (FDMA*) se divide el ancho de banda BW del medio de transmisión en N subcanales. Se asigna un subcanal a cada estación para que transmita su información. Entonces, tenemos un ancho de banda de un subcanal de $BW_i \approx BW/N$ (de hecho, un poco menos, ya que entre subcanal y subcanal hay un ancho de banda de guarda para que no se superpongan).

* FDMA es la sigla de la expresión inglesa *Frequency Division Multiple Access*.

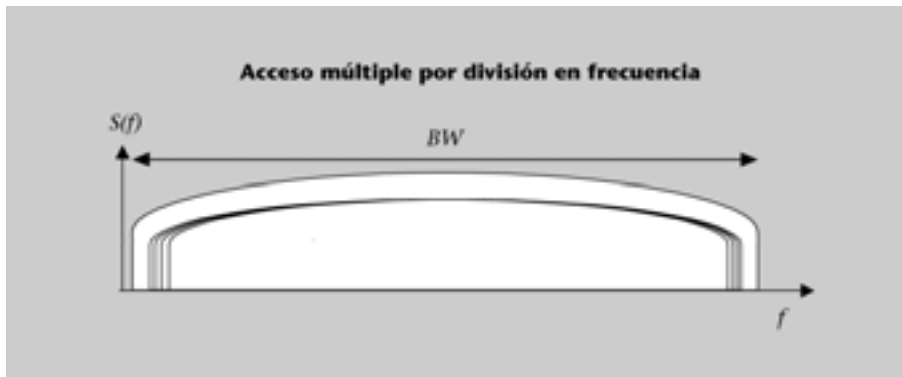


5.1.3. Acceso múltiple por distinción de códigos

El CDMA* fue introducido por primera vez en sistemas militares por su robustez frente a distintos tipos de interferencia.

El funcionamiento del CDMA se basa en que todos los terminales transmitan dentro de la misma banda (100% de solapamiento entre terminales) y simultáneamente. Es decir, como un FDMA pero con todos los canales superpuestos.

* CDMA: *Code Division Multiple Access*. La traducción literal sería 'acceso múltiple por división de código', pero es más precisa la propuesta como título.



A partir de esta descripción, el CDMA no podría funcionar* si todos los terminales transmitieran con la misma potencia, ya que la señal resultante es una mezcla indescifrable.

* En el FDMA, se podía dar uso simultáneo del medio porque cada terminal utilizaba una banda de espectro diferente del resto.

Sin embargo, el CDMA permite al terminal receptor disminuir la “potencia equivalente” de todos los terminales, a excepción del transmisor deseado, por un proceso matemático sencillo. Esto hace que la señal recibida resalte sobre el resto, de manera que las señales “no deseadas” se puedan tratar simplemente como ruido residual.

El procedimiento se basa en aumentar la redundancia de la señal transmitida para que sea “fácilmente deducible”: los unos y los ceros de la secuencia de bits que se transmite se sustituyen por una secuencia de n bits para los unos, y la secuencia inversa para los ceros, diferente para cada canal. Esta secuencia es el código.

Ejemplo

Para facilitar la explicación, supondremos que la secuencia está formada por señales positivas y negativas. Por ejemplo:

1: +1; +1; -1; +1
0: -1; -1; +1; -1

En este ejemplo, la transmisión resultante se debe transmitir cuatro veces más rápidamente que la secuencia original. Por lo tanto, para una misma modulación, el ancho de banda será cuatro veces mayor.

Siguiendo con el ejemplo, lo que tiene que hacer el receptor es aplicar el “código” multiplicándolo a la señal recibida. De esta forma, en cada caso:

$$\begin{aligned} (+1) \cdot (+1) + (+1) \cdot (+1) + (-1) \cdot (-1) + (+1) \cdot (+1) &= +4 \Rightarrow "1" \\ (+1) \cdot (-1) + (+1) \cdot (-1) + (-1) \cdot (+1) + (+1) \cdot (-1) &= -4 \Rightarrow "0" \end{aligned}$$

Si el receptor recibe la transmisión de otro terminal, la señal estará codificada con otro código y, por lo tanto, el resultado estará atenuado respecto de la señal que tiene que recibir. Por ejemplo, si el código de este otro terminal fuera el siguiente:

1: +1; -1; -1; -1
0: -1; +1; +1; +1

Al descodificarlo, el primer terminal obtendría lo siguiente:

$(+1) \cdot (+1) + (+1) \cdot (-1) + (-1) \cdot (-1) + (+1) \cdot (-1) = 0 \Rightarrow \text{nada}$
 $(+1) \cdot (-1) + (+1) \cdot (+1) + (-1) \cdot (+1) + (+1) \cdot (+1) = 0 \Rightarrow \text{nada}$

Este código generaría una interferencia nula sobre la señal anterior. Esto, sin embargo, sólo ocurre en códigos ortogonales, y no todos los códigos pueden ser ortogonales entre sí. En estos casos, las señales contribuyen a la señal final de manera atenuada. Por ello decimos que el procedimiento CDMA atenúa los canales no deseados y/o amplifica el canal deseado. El factor de amplificación viene dado por el número n de símbolos que generamos por cada bit. Cuanto mayor sea este valor, mejor será la relación señal-ruido (entendiendo como ruido el resto de los sistemas). Sin embargo, también será mayor (n veces) el ancho de banda necesario (en LAN y en telefonía se utilizan códigos de centenas de bits).

Utilizar secuencias fijas para cada bit no es la única manera de añadir redundancia. Una forma común de implementar el CDMA es generar secuencias pseudoaleatorias a partir de una semilla (*seed*). En este caso, el terminal transmisor y el receptor deben conocer la semilla para generar el mismo código cada uno. Por lo tanto, los códigos no son repetitivos como se ha explicado antes, sino diferentes. Eso sí, la secuencia es conocida por el receptor legítimo, que será el único capaz no sólo de descodificarla, sino también de detectar la señal entre el ruido. Esta propiedad es muy interesante para mantener la confidencialidad de la transmisión, sobre todo si se tiene en cuenta que el CDMA es un procedimiento básicamente pensado para radiotransmisión. 

Actividad

Intentad sumar las dos señales y veréis que, si se aplica el procedimiento de CDMA, la segunda no puede interferir en la primera.

5.1.4. Valoración del control de acceso al medio estático

Los mecanismos estáticos presentan el inconveniente principal de que si una estación no tiene información para transmitir, el resto de las estaciones no

puede aprovechar el canal, de manera que se están desperdiciando los recursos de la red.

Desaprovechamiento de los recursos de la red

Presentamos algunos ejemplos de las desventajas de los esquemas que acabamos de describir:

a) Hemos visto que, en un sistema TDMA, una estación puede transmitir tramas cada $(N - 1)$ ranuras de tiempo. Si una estación no tiene tramas para transmitir, pero hay otra que sí las tiene, habrá ranuras vacías que la estación que tiene información para transmitir no podrá utilizar.

b) En el caso de un sistema FDMA, ocurrirá lo mismo con los subcanales de ancho de banda BW/N Hz.

Pensad qué pasaría si en una autopista de unos pocos carriles no se permitiera que los coches cambiaran de un carril a otro. Podría ocurrir que en un carril hubiera muchos coches, mientras que otro iría prácticamente vacío. Esta autopista sería más ineficiente que otra en la que se permitiese que los coches cambiaran de carril cuando el que se les había asignado estuviese muy ocupado.

Los mecanismos estáticos ofrecen un rendimiento elevado si la red está muy cargada; es decir, si todas las estaciones tienen siempre información para transmitir. Ésta no es la situación de una LAN, donde el flujo de tráfico es mayoritariamente de datos.

Datos, voz e imagen

Algunos autores hablan de *datos* para referirse a la transmisión de cualquier tipo de información, independientemente de su aplicación (voz, vídeo, imágenes, texto, etc.).

Ahora bien, la transmisión de estas aplicaciones requiere diferentes tipos de restricciones temporales. Por ejemplo, la voz y el vídeo se transmiten en tiempo real, mientras que las imágenes (fotografías) y el texto no necesitan ser transmitidos en tiempo real.

Por este motivo muchos autores diferencian transmisión de **aplicaciones en tiempo real** (en general, voz y vídeo), y transmisión de aplicaciones en tiempo no real (comúnmente, **aplicaciones de datos**).

Las aplicaciones de datos producen tráfico a ráfagas. Lo denominamos **a ráfagas*** porque las estaciones deben transmitir una trama tras otra (una racha de tramas) durante un tiempo, y después tienen que dejar de transmitir, o hacerlo a una velocidad más baja. Esto quiere decir que las estaciones acceden al medio durante intervalos cortos y esporádicos de tiempo. Con mecanismos de asignación estáticos como el TDMA o el FDMA y este tipo de tráfico a ráfagas, la red no puede obtener rendimientos altos. Los rendimientos serían mejores si el tráfico fuera continuo.

* La palabra inglesa equivalente a la expresión "a ráfagas" es *bursty*.

Nos interesan mecanismos que ofrezcan buenos rendimientos con tráfico de datos.

Un segundo inconveniente es la dificultad de asignar más canales si hay nuevos usuarios (estaciones) que se quieran unir a la red. Si hay N estaciones (N canales), ¿qué pasa si queremos añadir una estación nueva al sistema?

Nos interesan mecanismos en los que sea sencillo conectar y desconectar dinámicamente estaciones nuevas a la red sin que esto afecte mucho a su funcionamiento.

Sin embargo, no todo son inconvenientes en los mecanismos estáticos. Hay aplicaciones que no producen tráfico a ráfagas, sino que, al contrario, pueden producir un **tráfico constante**; es decir, información cada periodo de tiempo. Además, son aplicaciones en las que puede ser necesario que el retardo sea constante para todas las tramas; es decir, que las tramas no experimenten retardos muy diferentes. Estas características son las que ofrece precisamente un TDMA. 

Para tráfico de voz y vídeo en tiempo real, un mecanismo estático de acceso al medio puede ofrecer muy buenos rendimientos.

Estas técnicas se utilizan poco en LAN cableadas. Sin embargo, por ejemplo, son técnicas que se utilizan en telefonía móvil (*Global System for Mobile Communications* o GSM).

5.2. Control de acceso al medio dinámico

De la lectura del apartado anterior se desprende que interesa encontrar mecanismos de acceso adecuados para el tráfico a ráfagas; es decir, que las estaciones puedan acceder al medio de manera que si una no tiene tráfico no ocupe el canal. Este tipo de control se puede obtener tanto mediante mecanismos de acceso dinámicos, como aleatorios. 



Podéis ver el control de acceso al medio aleatorio en el subapartado 5.3 de este módulo didáctico.

En este apartado nos ocuparemos del acceso dinámico.

5.2.1. Acceso dinámico por control centralizado

El acceso dinámico por control centralizado usa técnicas de encuesta (*polling*) con una topología en estrella. Un nodo central se encarga de averiguar las necesidades de cada estación. El acceso al medio se efectúa mediante peticiones y respuestas entre las estaciones y el centro. Las estaciones envían peticiones antes de transmitir las tramas. El concentrador hace un turno rotatorio (*round robin*) entre sus puertos de entrada y da acceso con una respuesta a una de las estaciones que haya efectuado una petición.

Estándar IEEE-802.12

El estándar IEEE-802.12, también denominado 100VG-AnyLAN, utiliza un acceso al medio basado en encuestas. Este tipo de LAN está estandarizado por el IEEE, pero no ha triunfado comercialmente.

Turno rotatorio

Un turno rotatorio, o *round robin*, es un algoritmo de planificación por el cual se controla el orden de transmisión siguiendo un orden numérico; por ejemplo, el del número de puerto (primero transmite el puerto 1, después el puerto 2, etc. y cuando se llega al último puerto se vuelve a empezar por el primero).

5.2.2. Acceso dinámico por control distribuido

El acceso dinámico por control distribuido es más efectivo con topologías en bus o en anillo, en las que no hay ningún nodo central y las estaciones están distribuidas a lo largo del medio de transmisión.

Una de las políticas de acceso al medio distribuido que más se utilizan es la **política de acceso por paso de testigo***. Este tipo de mecanismo tiene las características siguientes: 

* En inglés, *token passing*.

- a) Se puede utilizar tanto en topologías en bus como en anillo.
- b) Se basa en la generación de una trama especial conocida como **testigo** (*token*).
- c) La estación que tiene el testigo puede transmitir tramas. Si la transmisión es no exhaustiva, sólo puede transmitir una trama; si es exhaustiva, puede transmitir más de una.
- d) Cuando una estación acaba de transmitir, libera el testigo y la estación siguiente que quiera transmitir lo recoge.
- e) Las estaciones que quieran transmitir y no tengan el testigo deberán almacenar las tramas a punto para transmitir en una memoria intermedia* y esperar que les llegue su turno; es decir, que les llegue el testigo.

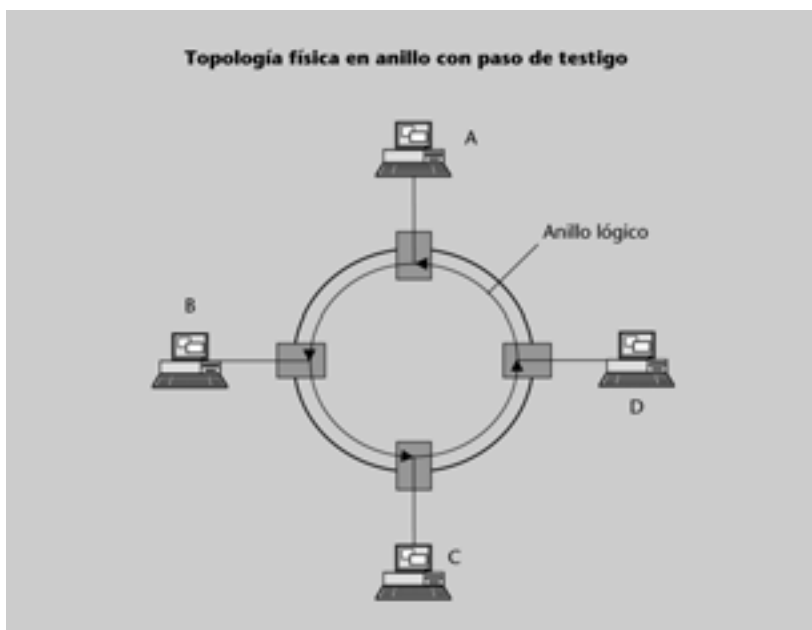
Nota

Para simplificar, en el resto del módulo asumiremos que la transmisión es no exhaustiva y que, por lo tanto, las estaciones transmiten sólo una trama y liberan el testigo.

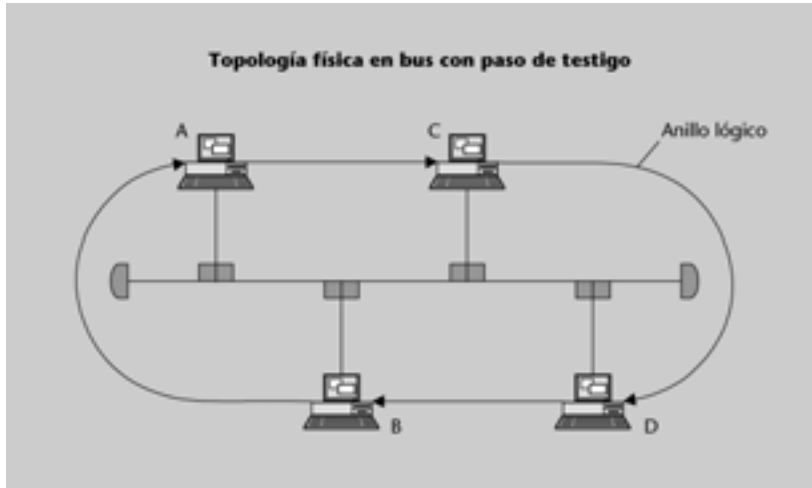
* En inglés, *buffer*.

Ahora hay que decidir a quién se pasa el testigo una vez se ha transmitido una trama. La solución más simple es formar un anillo lógico entre las estaciones; es decir, imponer un orden o una numeración lógica, de manera que cuando una estación acabe de transmitir pase el testigo a otra estación, que será siempre la misma.

Si asumimos una topología física en anillo, es muy sencillo elegir este orden. El anillo lógico coincide con el anillo físico. Por ejemplo, en la figura siguiente se puede ver cómo es posible imponer el mismo orden en el que están situadas las estaciones para pasar el testigo: $A \rightarrow B \rightarrow C \rightarrow D \rightarrow A$.



En cambio, en una topología en bus la ordenación física de las estaciones no tiene por qué coincidir con la ordenación lógica del paso del testigo. Por ejemplo, si la ordenación física es $A \rightarrow B \rightarrow C \rightarrow D$, hemos impuesto una ordenación lógica del paso de testigo $A \rightarrow C \rightarrow D \rightarrow B \rightarrow A$.



Lecturas complementarias

Para ver el funcionamiento de una topología en bus con paso de testigo, podéis consultar cualquiera de las obras siguientes que encontraréis referenciadas en la bibliografía:

Halsall, F. *Data Communications, Computer Networks and Open Systems.*

Stallings, W. *Comunicaciones y redes de computadores.*

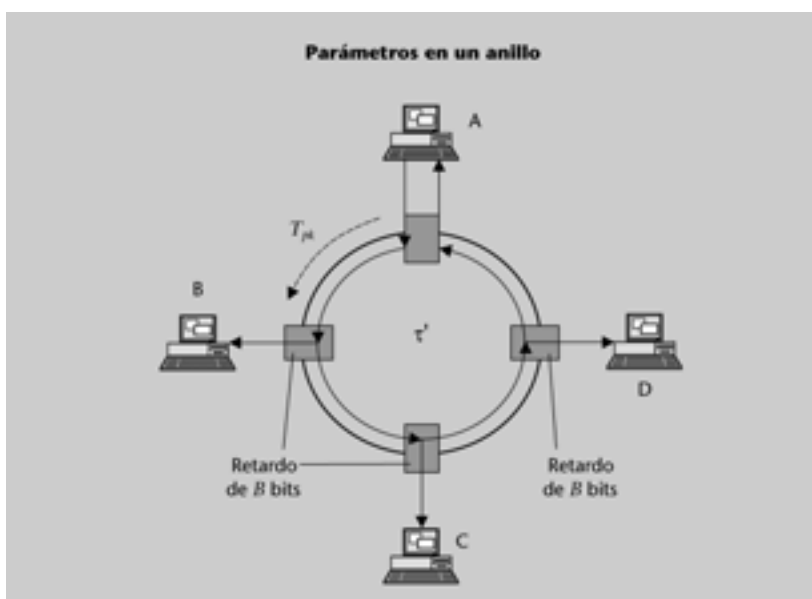
Tanenbaum, A.S. *Computer Networks.*

Estándares para anillo y bus con paso de testigo

El estándar para anillo con paso de testigo (*token ring*) es el IEEE-802.5 y el estándar para bus con paso de testigo (*token bus*) es el IEEE-802.4. Hay que aclarar que el bus con paso de testigo no triunfó nunca comercialmente. El IEEE estandarizó diferentes topologías con acceso al medio por paso de testigo, pero después la industria fue por otros caminos. IBM apostó por un MAC basado en la topología en anillo con paso de testigo y ninguna otra empresa consiguió comercializar con éxito el bus con paso de testigo. Por lo tanto, centraremos el estudio del acceso al medio por paso de testigo en las topologías en anillo. Si tenéis curiosidad por saber cómo funciona un *token bus*, podéis consultar el estándar IEEE-802.4 en alguno de los libros de la bibliografía.

Anillos con paso de testigo

Antes de describir el funcionamiento de los anillos con paso de testigo, es necesario definir los parámetros que nos permitirán estudiar y evaluar el rendimiento de los anillos.



Parámetros en un anillo

El anillo de la figura presenta las particularidades siguientes.

- Longitud del anillo: D (km).
- Velocidad de transmisión: v_t (bps).
- M estaciones.
- Retardo en los repetidores: B (bits de retardo por cada bit que pase el repetidor).
- Longitud de la trama MAC: L (bits).
- Longitud del testigo: K (bits).

En el anillo definimos los parámetros siguientes.

a) Tiempo de transmisión de una trama MAC (t_t). Cociente entre la longitud en bits de la trama MAC y la velocidad de transmisión del anillo:

$$t_t = \frac{L}{v_t} \text{ segundos}$$

b) Tiempo de transmisión del testigo (t_k). Cociente entre la longitud en bits del testigo y la velocidad de transmisión del anillo:

$$t_k = \frac{K}{v_t} \text{ segundos}$$

c) Tiempo de propagación del anillo (t_p). Cociente entre la longitud del anillo y la velocidad de propagación:

$$t_p = \frac{D}{v_p} \text{ segundos}$$

d) Tiempo de propagación entre dos estaciones (t_{pk}). Para simplificar los modelos estudiados, asumiremos que todas las estaciones se encuentran a la misma distancia una de otra; es decir, a D/M km:

$$t_{pk} = \frac{t_p}{M} \text{ segundos}$$

e) Latencia del anillo (τ'). Tiempo que un bit tarda en recorrer el anillo. Este tiempo tiene dos componentes: la propagación del anillo (t_p) y el tiempo que un bit se retrasa en cada uno de los repetidores del anillo (B/v_t). Puesto que hay M estaciones:

$$\tau' = t_p + \frac{MB}{v_t}$$

f) Tiempo de ocupación del anillo (T_{oi}). Tiempo que transcurre desde que una estación transmite el primer bit de una trama hasta que la estación siguiente puede transmitir el primer bit de una trama. Como veremos más adelante, depende del funcionamiento del anillo.

g) Eficiencia máxima del anillo ($U_{\text{máx}}$). Porcentaje máximo de tiempo en el que el anillo está ocupado transmitiendo información de cualquier estación:

$$U_{\text{máx}} = \frac{t}{T_{oi}}$$

Recordad

Hemos asumido, para todo el módulo, que las transmisiones serán no exhaustivas.

Este parámetro nos da una idea del porcentaje en el que un anillo está ocupado en condiciones de carga máxima del sistema. Nos interesa que $U_{\text{máx}}$ sea lo más cercano posible a 1; es decir, que la red esté ocupada transmitiendo información el 100% del tiempo.

h) Velocidad efectiva de una estación (v_{ef}). Velocidad a la que una estación transmite datos. La velocidad efectiva estará delimitada entre un máximo y un mínimo, de acuerdo con el funcionamiento del anillo:

$$v_{ef}|_{\text{mín}} \leq v_{ef} \leq v_{ef}|_{\text{máx}}$$

Si todas las estaciones quieren transmitir información, obtendrán la velocidad efectiva mínima, ya que el medio es compartido por todas las estaciones. En cambio, si sólo transmite una estación, obtendrá la velocidad efectiva máxima:

$$v_{ef}|_{\text{mín}} = \frac{t_t}{T_{oi}|_{\text{máx}}} E_t v_t \leq v_{ef} \leq v_{ef}|_{\text{máx}} = \frac{t_t}{T_{oi}|_{\text{mín}}} E_t v_t$$

i) Tiempo de ocupación máximo del anillo ($T_{oi}|_{\text{máx}}$). Tiempo que pasa desde que una estación transmite el primer bit de la trama hasta que puede transmitir el primer bit de la trama siguiente, teniendo en cuenta que todas las estaciones quieren transmitir.

j) Tiempo de ocupación mínimo del anillo ($T_{oi}|_{\text{mín}}$). Tiempo que pasa desde que una estación transmite el primer bit de la trama hasta que puede transmitir el primer bit de la trama siguiente, teniendo en cuenta que sólo quiere transmitir esta estación.

k) Eficiencia de transmisión (E_t). Cociente entre el campo de datos de la trama MAC y el total de bits de la trama MAC.

Los anillos se dividen en **anillos de baja velocidad** y **anillos de alta velocidad** (a partir de unos 16 Mbps). La diferencia radica en los bits que el anillo puede recorrer en un momento determinado. Para entender este concepto, resolveremos la actividad que encontraréis a continuación.

Actividad

En un anillo de 1 km de longitud con una v_p del medio de $2 \cdot 10^8$ m/s, 50 estaciones y un bit de retardo en los repetidores, ¿cuántos bits caben, si éste tiene una v_t de 4, 16 o 100 Mbps?

Solución

Para resolver esta pregunta, podemos utilizar alguno de los parámetros descritos anteriormente. El número de bits que caben en el anillo se corresponde con el retardo mínimo que hay en el anillo; es decir, la latencia. Sin embargo, es necesario normalizar la latencia en bits:

$$\frac{L}{v_t} = \tau' \rightarrow L = \tau' v_t$$

Ahora calculamos la latencia para cada caso. Recordad que la latencia vale:

$$\tau' = t_p + \frac{MB}{v_t}$$

Podéis ver la velocidad efectiva en el subapartado 3.2 del módulo "Enlace de datos" de esta asignatura.

Podéis ver la definición de la eficiencia de transmisión en el subapartado 3.2 del módulo "Enlace de datos" de esta asignatura.

Como consecuencia, si sabemos que la propagación vale $t_p = D/v_p = 5 \mu s$:

$$v_t = 4 \text{ Mbps} \quad \rightarrow \tau' = 17,5 \mu s \quad \rightarrow L = 70 \text{ bits}$$

$$v_t = 16 \text{ Mbps} \quad \rightarrow \tau' = 8,125 \mu s \quad \rightarrow L = 130 \text{ bits}$$

$$v_t = 100 \text{ Mbps} \quad \rightarrow \tau' = 5,5 \mu s \quad \rightarrow L = 550 \text{ bits}$$

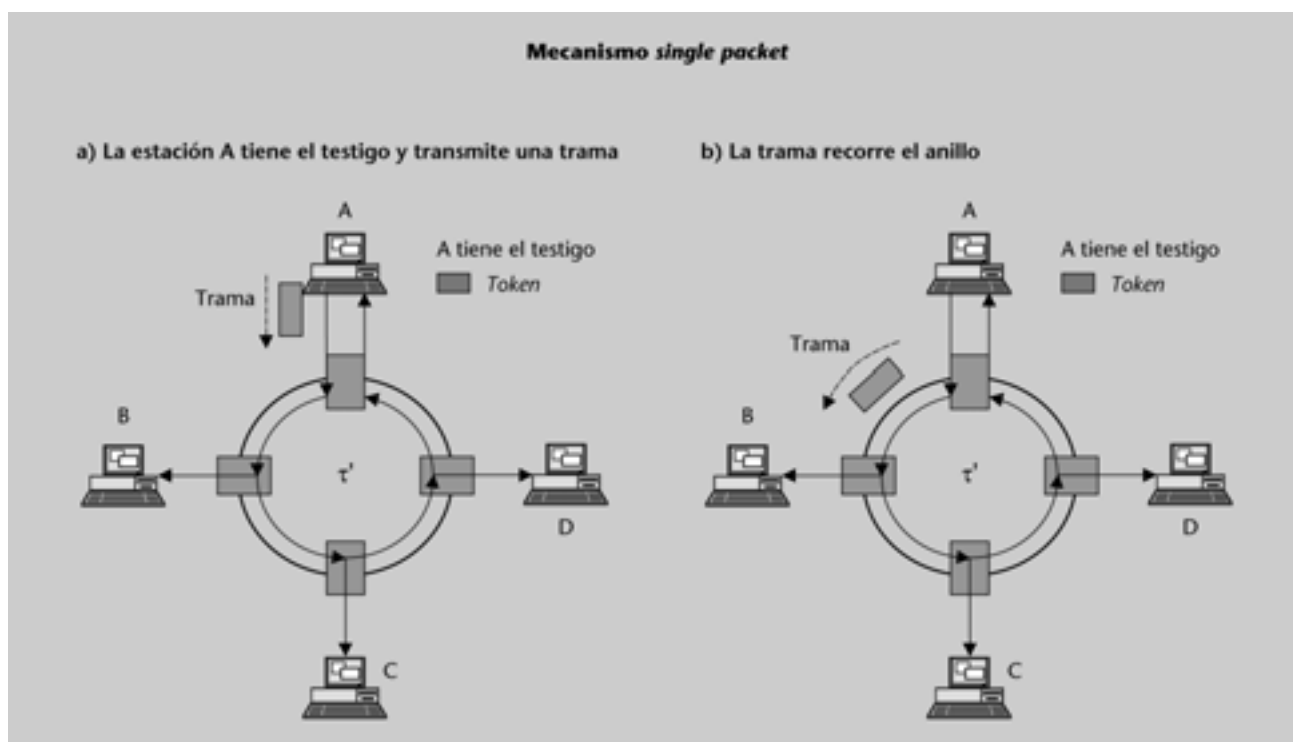
Como habéis visto a partir de la actividad anterior, a medida que la velocidad de transmisión aumenta, la latencia tiende a valer la propagación, pero en el anillo caben más bits. Lo mejor de este resultado es que nos permite aplicar diferentes estrategias a la hora de liberar el testigo. Es decir, según los bits que quepan en el anillo, podemos aplicar estrategias en las que liberamos rápidamente el testigo y permitimos que circulen distintas tramas por el anillo. Sin embargo, debemos tener presente que por el anillo siempre tiene que poder circular como mínimo el testigo; es decir, $\tau' > t_k$.

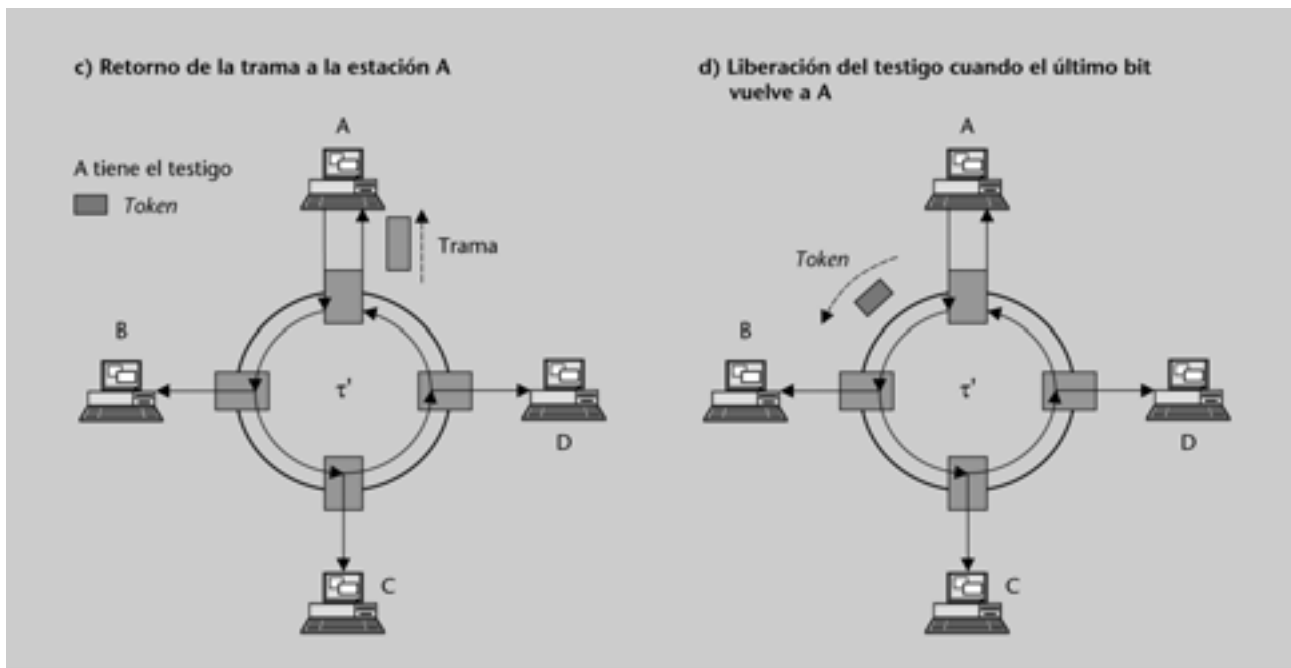
Anillos de baja velocidad

Un anillo de baja velocidad puede trabajar de dos maneras diferentes: con el sistema *single packet* y con el sistema *single token*.

En un anillo que trabaje con el sistema *single packet* la estación transmisora libera el testigo cuando la trama transmitida ha sido completamente eliminada del anillo; es decir, cuando el último bit de la trama ha circulado completamente por el anillo y ha vuelto a la estación transmisora.

Consideremos la figura siguiente y supongamos que la estación A quiere transmitir una trama a la estación C. Asumamos que la estación A dispone del testigo:





El procedimiento que seguirá el anillo que trabaja con el mecanismo *single packet* será el que se indica a continuación:

- 1) La estación A transmite la trama con dirección de destino C. El repetidor de la estación A se encuentra en estado de transmisión.
- 2) La trama recorre el anillo. Cuando pasa por el repetidor de la estación C, éste detecta que la dirección de destino es la suya y copia la trama. El repetidor de la estación C (y todos los repetidores que no estén en estado de cortocircuito) se encuentra en estado de escucha.
- 3) La trama continúa circulando por el anillo.
- 4) Cuando el último bit de la trama ha llegado a la estación A, ésta libera el testigo.
- 5) El testigo circula hasta el repetidor del anillo siguiente (el de la estación B en la figura), que lo captura e inicia a su vez el proceso de transmisión.

Actividades

- Disponemos de una red en anillo con acceso al medio por paso de testigo que utiliza la técnica *single packet*. Encontrad una expresión para la eficiencia máxima del anillo de acuerdo con los parámetros del anillo (t_t , τ' , t_{pk} , t_k , $M...$).

Solución

Como ya hemos comentado, la eficiencia máxima es el cociente entre el tiempo de transmisión de la trama MAC y el tiempo de ocupación del anillo:

$$U_{\text{máx}} = \frac{t_t}{T_{oi}}$$

Tenemos que calcular cuál es el tiempo de ocupación del anillo cuando trabaja con el mecanismo *single packet*. Hay que recordar que el tiempo de ocupación de un anillo es el tiempo que transcurre desde que una estación transmite el primer bit de la trama hasta que la estación siguiente puede transmitir el primer bit de otra trama:

$$T_{oi} = \tau' + t_t + t_{pk} + t_k.$$

A continuación analizamos de dónde proviene esta expresión:

- a) La estación A tiene el testigo y transmite el primer bit de la trama. El tiempo que tarda el primer bit de la trama en circular por todo el anillo es la latencia τ' .
- b) La estación continúa transmitiendo bits. Cuando ha transmitido el último bit de la trama, éste debe recorrer todo el anillo. El tiempo que ha transcurrido hasta que el último bit de la trama ha circulado por el anillo y puede ser eliminado por la estación transmisora es el tiempo en el que el último bit llegará: $\tau' + t_t$ ya que sale del transmisor t_t segundos más tarde que el primer bit.
- c) La estación A libera el testigo (es un mecanismo *single packet*), que debe circular desde la estación A hasta la estación siguiente. El primer bit del testigo llegará a la estación siguiente en el tiempo que dure la propagación entre los dos repetidores, es decir, t_{pk} .
- d) El último bit del testigo llegará a la estación siguiente en un tiempo $t_{pk} + t_k$, ya que el último bit del testigo sale t_k segundos más tarde que el primer bit del testigo.
- e) Ahora que la estación siguiente dispone del testigo, puede empezar a transmitir su trama, de modo que se ha cumplido un ciclo en el sistema.

Por lo tanto, el tiempo de ocupación será la suma del tiempo en el que la trama completa viaja por el anillo y el tiempo en el que el testigo viaja desde la estación A hasta la estación siguiente:

$$T_{oi} = (\tau' + t_t) + (t_{pk} + t_k)$$

Podemos expresar la **eficiencia del anillo** de la forma siguiente:

$$U_{\text{máx}} = \frac{t_t}{T_{oi}} = \frac{t_t}{\tau' + t_t + t_{pk} + t_k}$$

Lo primero que podemos observar en esta fórmula es que para que $U_{\text{máx}}$ tienda a 1, T_{oi} debe tender a t_t :

$$U_{\text{máx}} \rightarrow 1 \text{ si } T_{oi} \rightarrow t_t, \text{ es decir, } \tau' + t_{pk} + t_k \rightarrow 0$$

Es evidente que para que $\tau' + t_{pk} + t_k \rightarrow 0$, cada uno de sus términos debe tender a 0. τ' es el término que domina la expresión, ya que tanto t_k como t_{pk} acostumbran a ser pequeños respecto a τ' . Hay que pensar que:

$$\begin{cases} t_k = \frac{K}{v_t} \ll \tau' \\ t_{pk} = \frac{t_p}{M} < \frac{\left(t_p + \frac{MB}{v_t}\right)}{M} = \frac{\tau'}{M} \ll \tau' \end{cases}$$

A continuación, proponemos otra actividad que ilustra la forma de encontrar expresiones para la velocidad efectiva máxima y mínima del anillo de acuerdo con sus parámetros (t_t , τ' , t_{pk} , t_k , M ...).

- Consideraremos que disponemos de una red en anillo con acceso al medio por paso de testigo que utiliza la técnica *single packet*. Hay que asumir que la cabecera y el campo CRC de la trama MAC son negligibles frente al campo de datos, es decir, que la eficiencia de transmisión es igual a 1.

Solución

Como ya hemos comentado, la velocidad efectiva de una estación está delimitada por un mínimo y un máximo. Estos límites dependen del uso del anillo. Si el anillo es utilizado por todas las estaciones, una estación dispondrá de una velocidad efectiva mínima. Si sólo accede una estación, ésta obtendrá la velocidad efectiva máxima. Calcularemos paso a paso las velocidades efectivas máximas:

Os recomendamos que dibujéis un diagrama del anillo y que sigáis paso a paso todos los puntos descritos para calcular las velocidades y entender así los tiempos que intervienen en el mismo.

1) Cálculo de la velocidad efectiva máxima:

$$v_{ef|m\acute{a}x} = \frac{t_t}{T_{oi|m\acute{a}x}} E_t v_t = \frac{t_t}{T_{oi|m\acute{m}n}} v_t$$

$T_{oi|m\acute{m}n}$ es el tiempo de ocupación mínimo, si consideramos que sólo quiere transmitir la estación transmisora. Estudiemos por pasos cómo calcular este tiempo asumiendo que la estación A tiene el testigo y una trama preparada para ser transmitida:

a) La estación A transmite la trama MAC. Esta trama recorre el anillo y es eliminada por la estación receptora (la receptora habrá copiado la trama al detectar la dirección de destino). Han transcurrido $\tau' + t_t$ segundos.

b) Ahora la estación A libera el testigo (es un mecanismo *single packet*). El testigo recorre el anillo. Puesto que ninguna estación quiere transmitir, el testigo recorrerá todo el anillo completo otra vez hasta llegar a la estación A ($\tau' + t_k$), que podrá transmitir la trama siguiente. Han transcurrido $(\tau' + t_t) + (\tau' + t_k)$ segundos.

$$v_{ef|m\acute{a}x} = \frac{t_t}{T_{oi|m\acute{m}n}} v_t = \frac{t_t}{2\tau' + t_t + t_k} v_t$$

2) Cálculo de la velocidad efectiva mínima:

$$v_{ef|m\acute{m}n} = \frac{t_t}{T_{oi|m\acute{a}x}} E_t v_t = \frac{t_t}{T_{oi|m\acute{a}x}} v_t$$

En esta fórmula, $T_{oi|m\acute{a}x}$ es el tiempo de ocupación máximo, si consideramos que todas las estaciones quieren transmitir. Estudiemos por pasos cómo calcular este tiempo asumiendo que la estación A tiene el testigo y una trama preparada para ser transmitida:

a) La estación A transmite la trama MAC. Esta trama recorre el anillo y la estación transmisora la elimina (la receptora habrá copiado la trama al detectar la dirección de destino). Han transcurrido $\tau' + t_t$ segundos.

b) Ahora la estación A libera el testigo (es un mecanismo *single packet*). El testigo recorre el anillo. Puesto que la estación siguiente (la estación B) quiere transmitir, capturará el testigo. En total han transcurrido $(\tau' + t_t) + (t_{pk} + t_k)$ segundos.

c) La estación B transmite su trama MAC, que recorre el anillo. La estación receptora la copia y la estación B la elimina. La estación B libera el testigo, que será capturado por la estación siguiente (la estación C). Han transcurrido $(\tau' + t_t) + (t_{pk} + t_k)$ segundos más.

d) Este proceso se repite tantas veces como estaciones hay en el anillo, es decir, M veces. Al final, $T_{oi|m\acute{a}x} = M \cdot (\tau' + t_t + t_{pk} + t_k)$.

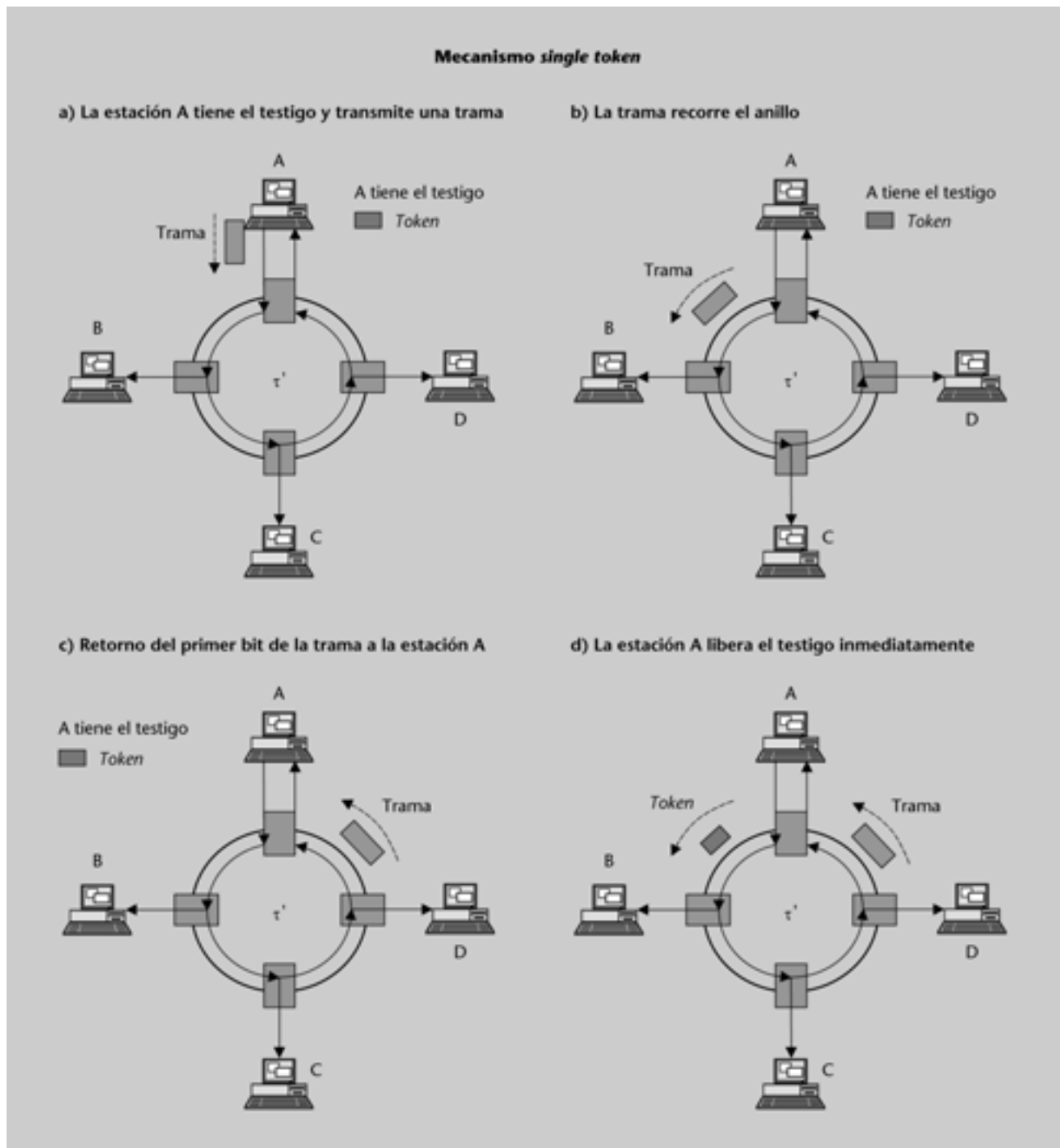
$$v_{ef|m\acute{m}n} = \frac{t_t}{T_{oi|m\acute{a}x}} v_t = \frac{t_t}{M(\tau' + t_t + t_{pk} + t_k)} v_t$$

Finalmente, como resumen, podéis ver que la velocidad efectiva en un anillo que utiliza un mecanismo *single packet* y su eficiencia de transmisión (E_t) es igual a 1 y está limitada entre:

$$\frac{t_t}{M(\tau' + t_t + t_{pk} + t_k)} v_t \leq v_{ef} \leq \frac{t_t}{2\tau' + t_t + t_k} v_t$$

En un anillo que trabaje con el mecanismo *single token*, la estación transmisora libera el testigo cuando la trama transmitida le vuelve después de haber recorrido todo el anillo; es decir, cuando el primer bit de la trama ha circulado completamente por el anillo y ha vuelto a la estación transmisora.

Consideremos la figura siguiente y supongamos que la estación A quiere transmitir una trama a la estación C. Asumamos que la estación A dispone del testigo:



El procedimiento que seguirá el anillo que trabaja con el mecanismo *single token* será el que se indica a continuación:

- a) La estación A transmite la trama cuyo destino es la estación C. El repetidor de la estación A se encuentra en estado de transmisión.
- b) La trama recorre el anillo. Cuando pasa por el repetidor de la estación C, éste detecta que la dirección de destino es la suya y copia la trama. El repetidor

de la estación C y todos los repetidores que no estén en estado de cortocircuito están en estado de escucha.

c) La trama continúa circulando por el anillo.

d) Cuando el primer bit de la trama llega a la estación A, ésta libera el testigo. Mientras libera el testigo, los bits de la trama continúan llegando a la estación A.

e) El testigo circula hasta el repetidor siguiente del anillo (el de la estación B de la figura), que lo captura y empieza, a su vez, el proceso de transmisión.

Actividad

Con esta actividad veréis cómo se calcula la eficiencia máxima de estos anillos:

Disponemos de una red en anillo con acceso al medio por paso de testigo que utiliza la técnica de *single token*. Encontrad una expresión para la eficiencia máxima del anillo de acuerdo con los parámetros del anillo (t_t , τ' , t_{pk} , t_k , $M...$).

Solución

Tenemos que calcular cuál es el tiempo de ocupación del anillo si se trabaja con el mecanismo *single token*. Lo primero que debemos tener en cuenta es si la estación A puede liberar realmente el testigo cuando recibe el primer bit de la trama. ¿Por qué, si precisamente hemos definido el mecanismo *single token* como un mecanismo que libera el testigo inmediatamente al recibir el primer bit?

La respuesta es que cuando el primer bit de la trama llegue a la estación A es posible que ésta todavía no haya acabado de transmitir la trama. Es decir, el tiempo de transmisión de la trama es superior a la latencia del anillo. Dicho de otro modo, la trama no cabe dentro del anillo. Consideremos los dos casos:

- Si $t_t \leq \tau'$, la trama cabe en el anillo y la estación transmisora puede liberar el testigo al recibir el primer bit de la trama (ha esperado τ' segundos antes de liberar el testigo): funciona como un mecanismo *single token*.

En este caso, el tiempo de ocupación valdrá $T_{oi} = \tau' + t_{pk} + t_k$, y la eficiencia máxima del anillo será:

$$U_{\max} = \frac{t_t}{T_{oi}} = \frac{t_t}{\tau' + t_{pk} + t_k}$$

- Si $t_t > \tau'$, la trama no cabe en el anillo y la estación transmisora no puede liberar el testigo al recibir el primer bit de la trama. Hay que esperar a transmitir toda la trama (t_t segundos en lugar de τ' segundos) antes de liberar el testigo.

En este caso, el tiempo de ocupación valdrá $T_{oi} = t_t + t_{pk} + t_k$, y la eficiencia máxima del anillo será:

$$U_{\max} = \frac{t_t}{T_{oi}} = \frac{t_t}{t_t + t_{pk} + t_k}$$

La diferencia entre las dos fórmulas de la actividad anterior está en si es necesario esperar τ' o t_t segundos antes de liberar el testigo. 

Podéis ver las expresiones para las velocidades efectivas máxima y mínima en un anillo con paso de testigo y sistema *single token* en los ejercicios de autoevaluación 7 y 8 de este módulo didáctico.

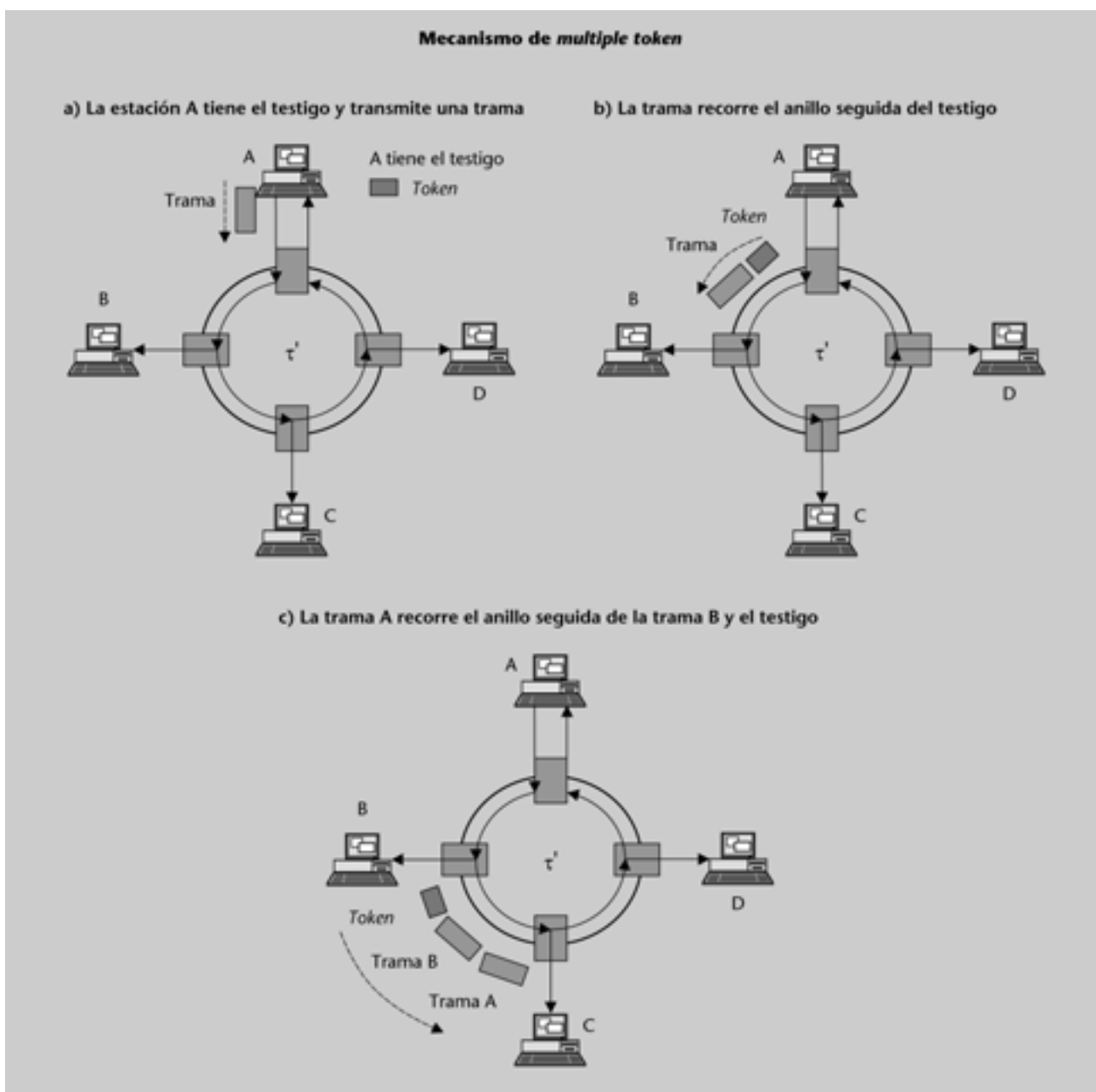
Anillos de alta velocidad

En un anillo de alta velocidad el número de bits que pueden circular es más elevado que en un anillo de baja velocidad. Esto quiere decir que es muy posible que se cumpla la desigualdad $t_k + nt_t < \tau'$, es decir, que en el anillo quepan diferentes tramas (n tramas). Por lo tanto, se utiliza una técnica llamada *early*

token release, que consiste en liberar el testigo inmediatamente después de transmitir una trama, para que pueda empezar a transmitir otra estación inmediatamente. De esta manera se aumenta la eficiencia del anillo. Cuando el anillo trabaja con esta técnica se dice que trabaja en sistema *multiple token*.

En un anillo que funciona con un **mecanismo *multiple token***, la estación transmisora libera el testigo inmediatamente después de transmitir la trama; es decir, cuando ha emitido el último bit de la trama.

Consideremos la figura siguiente y supongamos que la estación A quiere transmitir una trama a la estación C. Asumamos que la estación A dispone del testigo:



El procedimiento que seguirá el anillo que trabaja con el mecanismo *multiple token* será el que se indica a continuación:

- 1) La estación A transmite la trama con destino a la estación C. El repetidor de la estación A se encuentra en estado de transmisión.
- 2) La estación A transmite el testigo inmediatamente después de emitir el último bit de la trama.
- 3) La trama y el testigo recorren el anillo.
- 4) La estación siguiente (la B) deja pasar la trama y captura el testigo.
- 5) Mientras la trama continúa circulando por el anillo hacia la estación C, la estación B puede generar una trama y liberar el testigo inmediatamente después, de manera que empiece su ciclo de transmisión.
- 6) Cuando la trama A llega a la estación A, ésta elimina la trama que había transmitido y pasa al estado de escucha.

Con el mecanismo *multiple token*, diferentes estaciones pueden estar en estado de transmisión al mismo tiempo. Esta situación no representa ningún problema, ya que una estación en estado de transmisión puede reconocer patrones de bits, decidir que una dirección de destino es la suya y copiar la trama. 

Actividad

Disponemos de una red en anillo con acceso al medio por paso de testigo que utiliza la técnica de *multiple token*. Encontrad una expresión para la eficiencia máxima del anillo de acuerdo con los parámetros del anillo (t_t , τ , t_{pk} , t_k , M ...).

Solución

Tenemos que calcular cuál es el tiempo de ocupación del anillo si trabaja en sistema *multiple token*. Como siempre, hay que deducir los tiempos a partir del funcionamiento del anillo. Es muy sencillo. ¿Cuánto tiempo transcurre desde que una estación empieza a transmitir hasta que la estación siguiente puede transmitir? Veámoslo paso a paso:

- a) La estación A transmite y tarda t_t segundos en emitir toda la trama.
- b) Inmediatamente transmite el testigo y tarda t_k segundos en liberarlo.
- c) El testigo tarda t_{pk} segundos en llegar a la estación siguiente.

Por lo tanto, $T_{oi} = t_t + t_k + t_{pk}$ y la eficiencia máxima del anillo vale:

$$U_{\max} = \frac{t_t}{T_{oi}} = \frac{t_t}{t_t + t_{pk} + t_k}$$

Este resultado es el mismo que el de un anillo que trabaja en *single token* cuando $t_t > \tau$.

Por lo tanto, podemos concluir que un anillo con acceso al medio con paso de testigo que trabaja con el mecanismo *single token*, en el que se cumple que $t_t > \tau$, se comporta como un anillo que trabaja con el mecanismo *multiple token*.

Podéis ver las expresiones para las velocidades efectivas máxima y mínima en un anillo con paso de testigo y sistema *multiple token* en los ejercicios de autoevaluación 7 y 8.



5.3. Control de acceso al medio aleatorio

En los MAC estáticos, cada terminal tenía acceso todo el tiempo a una fracción n -ésima de la capacidad del medio. En los MAC dinámicos, el terminal tenía acceso durante una fracción m -ésima de tiempo a toda la capacidad del medio. La aparente simetría entre una solución y la otra no es tal –y de aquí viene la mejora de los MAC dinámicos–, ya que en los MAC dinámicos, m son los terminales que quieren transmitir (no incluye los que escuchan) y, en cambio, n incluye todos los terminales de la red.

Los MAC aleatorios tienen un enfoque más radical: cada terminal tiene acceso todo el tiempo a toda la capacidad del medio.

En esta afirmación, aparentemente hay un contrasentido: cuando dos o más terminales pretendan disfrutar de estas prestaciones, el medio no lo podrá soportar.

Si suponemos, sin embargo, que cada terminal sólo transmite de manera esporádica, el sistema tiene una eficiencia máxima, ya que no hay que aplicar ningún algoritmo. Dicho de otra manera, los MAC aleatorios no implementan ningún algoritmo. 

Sin embargo, cuando hay dos terminales que deciden transmitir, los dos lo harán independientemente uno de otro, de manera que puede pasar que las señales emitidas lleguen mezcladas a todos los terminales de la red y que, por lo tanto, sean intratables. Esto es lo que se conoce como **colisión**.

Cuando se produce una colisión, las tramas afectadas no son recuperables. Es necesario, por lo tanto, un procedimiento superior que controle esta eventualidad y actúe en consecuencia. Habitualmente, este procedimiento superior es un protocolo de enlace que recupera las tramas perdidas retransmitiéndolas.

Así pues, la eficiencia de los MAC aleatorios está fuertemente vinculada al tipo de tráfico que circula por la red: cuanta más probabilidad de colisión, menos eficiencia.

Estudiaremos ahora los diferentes MAC aleatorios desde este punto de vista. Hay cinco fundamentales:

a) **Aloha puro*** o simplemente **Aloha**. No aplica ningún algoritmo de control de acceso al medio, ni tampoco de control de colisiones.

* También lo podríamos denominar MAC aleatorio puro.

b) **Aloha segmentado**. Minimiza la probabilidad de colisión forzando la transmisión en momentos determinados mediante un reloj central.

c) **CSMA** (*Carrier Sense Multiple Access*, ‘acceso múltiple por escucha de portadora’). Minimiza la probabilidad de colisión al comprobar antes de transmitir si hay alguna estación que esté transmitiendo.

d) **CSMA/CD** (*Carrier Sense Multiple Access with Detection Collision*, ‘acceso múltiple por escucha de portadora con detección de colisiones’). Complementa las prestaciones del CSMA y minimiza el impacto de las colisiones en el rendimiento de la red acortando su duración. CSMA/CD es el único MAC aleatorio que no puede funcionar en medios no guiados. El resto sirve tanto para medios guiados como no guiados.

e) **CSMA/CA** (*Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance*, ‘acceso múltiple por escucha de portadora con eliminación de colisiones’). El CSMA/CA es una mejora respecto del CSMA, no respecto del CSMA/CD.

De estos cinco MAC aleatorios, sólo son “comercialmente útiles” el CSMA/CD y el CSMA/CA. De todos modos, a continuación veremos el funcionamiento de los cinco.

Ethernet

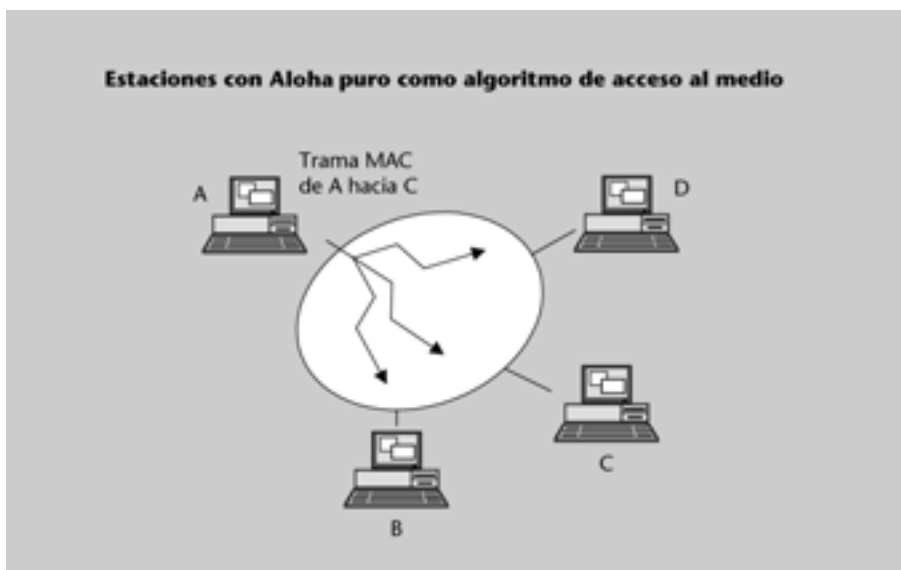
Una de las LAN más conocidas y comercializadas es la red Ethernet. Ethernet utiliza CSMA/CD.

Redes inalámbricas

WiFi y Bluetooth utilizan CSMA/CA.

5.3.1. Algoritmo Aloha puro

El Aloha es un algoritmo experimental que dio inicio a todo el resto. En pocas palabras, este algoritmo permite que cada terminal envíe los datos cuando tenga necesidad, sin ningún tipo de espera. Los datos llegarán a su destino si ningún otro terminal decide transmitir más o menos en el mismo momento.



Como ya hemos comentado, dos tramas transmitidas por diferentes estaciones pueden chocar. Observad que las estaciones transmiten sus tramas sin preocuparse por si el medio está ocupado o no por una trama de otra estación.

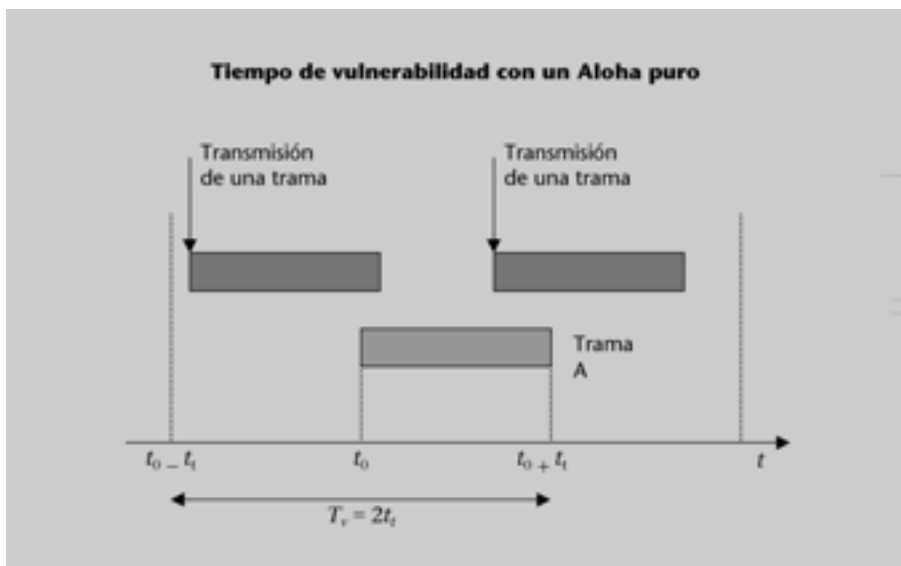
Asumimos que una estación transmite una trama. Definimos el **tiempo de vulnerabilidad** (T_v), o **ventana de colisiones***, como el tiempo en el que una trama es susceptible de experimentar colisiones.

* En inglés, *slot time*.

Tenemos que deducir cuál es este tiempo de vulnerabilidad. La estación A transmite una trama en el instante t_0 . La trama tiene una duración t_t . La estación A no sabe si alguna estación ha transmitido una trama antes de t_0 o la transmitirá después de t_0 .

Podéis ver la figura "Mecanismo de *single token*" en el subapartado 5.2.2 de este módulo didáctico.

Esto quiere decir que si en el intervalo $[t_0 - t_t, t_0]$ hay alguna estación que ha empezado a transmitir una trama, o bien si alguna estación empieza a transmitir una trama en el intervalo $[t_0, t_0 + t_t]$, se producirá una colisión. Por lo tanto, el tiempo de vulnerabilidad valdrá: $T_v = (t_0 + t_t) - (t_0 - t_t) = 2t_t$.



Ahora evaluaremos el rendimiento de este algoritmo de acceso al medio. En primer lugar es necesario definir los parámetros siguientes:

- Número de estaciones (N).
- Duración de la trama (t_t).
- Número medio de tramas transmitidas por todas las estaciones juntas (λ).
- Número total de tramas transmitidas por todas las estaciones juntas (incluidas las tramas nuevas y las tramas retransmitidas a causa de las colisiones) por tiempo de trama (G). Se puede concluir que si λ es el número medio de tramas por unidad de tiempo que transmiten todas las estaciones, se puede calcular G multiplicando λ por la duración de la trama: $G = \lambda t_t$.
- Número de tramas transmitidas con éxito (de tramas que llegan correctamente a su destino por el canal) por tiempo de trama (S). Este parámetro también se denomina *throughput* por tiempo de trama o rendimiento. Es un parámetro normalizado a la capacidad del canal y, por lo tanto, inferior a 1.

- Número de retransmisiones por tiempo de trama (RT_x).

A partir de las definiciones anteriores podemos deducir lo siguiente:

- a) $0 < S < 1$ (normalizado a la capacidad del canal).
- b) $G \leq S$.
- c) $G = S + RT_x$ (tramas con éxito más tramas retransmitidas).

Para analizar este mecanismo de acceso al medio y averiguar el rendimiento (S), utilizaremos un modelo matemático que simplifique el original: asumimos que el número de estaciones es infinito y que las estaciones pueden transmitir en cualquier momento, independientemente unas de otras. Una vez hemos hecho esta suposición, la generación de tramas se puede modelar con un **proceso de Poisson**. 

Recordemos los procesos de Poisson. Supongamos que colocamos n puntos en el eje temporal t , en el que $t \in (-\infty, \infty)$. La probabilidad de que un número k de estos puntos esté en un intervalo T es la siguiente:

$$Pr[k] = (\lambda T)^k \frac{e^{-\lambda T}}{k!}$$

donde:

$$\lambda = \frac{n}{T}, \text{ con } n \rightarrow \infty \text{ y } T \rightarrow \infty$$

En nuestro caso, podemos calcular la probabilidad de que todas las estaciones transmitan k tramas en un intervalo de tiempo T . El intervalo que nos interesa es el de vulnerabilidad, T_v . Si durante este intervalo se transmite más de una trama, habrá colisiones.

La probabilidad de que se transmitan k tramas en el intervalo T_v , sabiendo que las estaciones transmiten una media λ de tramas, es la siguiente:

$$Pr[k] = (\lambda T_v)^k \frac{e^{-\lambda T_v}}{k!} = (\lambda 2t_t)^k = \frac{e^{-\lambda 2t_t}}{k!} = (2G)^k \frac{e^{-\lambda 2G}}{k!}$$

Asumimos que una estación transmite una trama en un instante arbitrario t_0 . La probabilidad de que se produzcan colisiones es $Pr[k > 0] = 1 - Pr[k = 0]$. Por lo tanto, el número de retransmisiones por tiempo de trama lo darán las tramas que, entre todas las tramas transmitidas (G), hayan experimentado colisiones:

$$RT_x = G Pr[k > 0] = G(1 - Pr[k = 0]) = G\left(1 - (2G)^0 \frac{e^{-2G}}{0!}\right) = G(1 - e^{-2G})$$

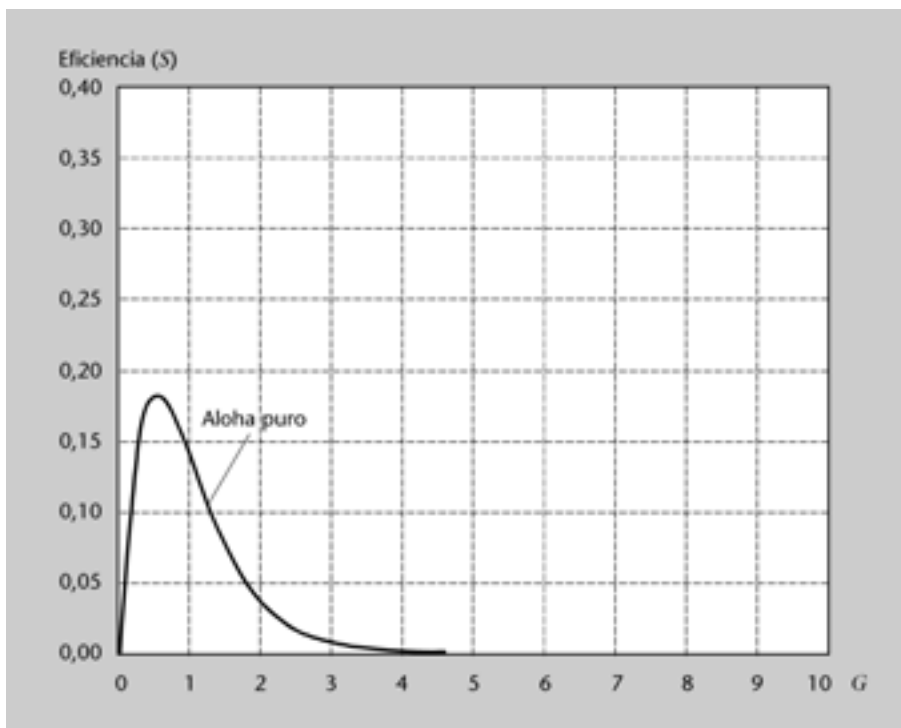
En esta fórmula ya podemos observar que la probabilidad de que no se produzcan colisiones vale $Pr[k = 0] = e^{-2G}$. Aislamos de $G = S + RT_x$ para obtener el *throughput* por tiempo de trama, $S = G - RT_x$:

$$S = G - RT_x = G - G(1 - e^{-2G}) = Ge^{-2G}$$

A continuación se muestra una gráfica de esta fórmula. S tiene un máximo en $G = 0,5$:

$$S_{\text{máx}} = S|_{G=0,5} = 0,5e^{-1} = \frac{1}{2e} = 0,1839$$

Es decir, el rendimiento máximo que se puede conseguir con un algoritmo Aloha puro es de 18,39%:



Esta fórmula permite hacer un cálculo aproximado de la eficiencia del algoritmo Aloha puro con la hipótesis de que el número de estaciones tiende a ser infinito y que las estaciones transmiten independientemente unas de otras. También permiten comprobar que el algoritmo Aloha tiene un problema de estabilidad que veremos más adelante.

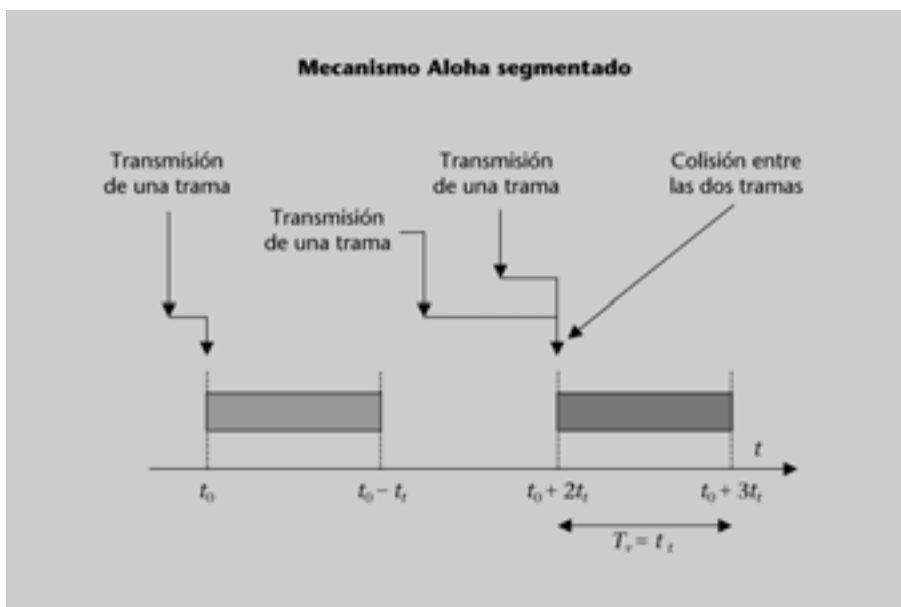
Si el número de estaciones es pequeño, el modelo descrito no se cumple, y habría que utilizar otros tipos de modelos matemáticos que no estudiaremos en esta asignatura. No obstante, sí que podemos deducir qué pasa si sólo hay una

estación que transmite tramas. Si se trata de una sola estación no habrá colisiones. Esto quiere decir que la eficiencia se calculará como si fuera un protocolo *Stop & Wait*. El tiempo de ciclo dependerá de la longitud de la trama, del tiempo de propagación entre la estación transmisora y la receptora y de la duración del reconocimiento. 

Podéis ver el protocolo *Stop & Wait* en el apartado 3.2. del módulo "Enlace de datos" de esta misma asignatura.

5.3.2. Algoritmo Aloha segmentado

El sistema Aloha segmentado se propuso con el fin de aumentar el rendimiento del Aloha puro. En este sistema el tiempo se divide en ranuras de tiempo que tienen una longitud igual a la duración de una trama (t_t segundos). Una manera de conseguir la sincronización es que una de las estaciones emita un tono al principio del intervalo de sincronización. Todas las estaciones que tienen una trama preparada para transmitir deben esperar el comienzo de este intervalo de sincronización.



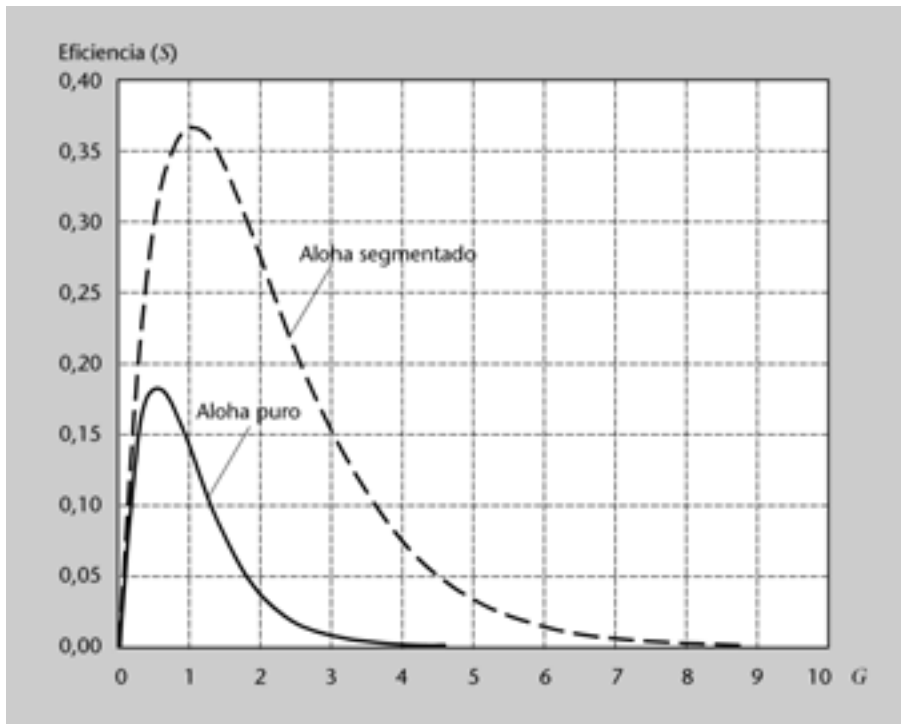
Ahora sólo se pueden producir colisiones en el tiempo de ranura, de manera que la vulnerabilidad valdrá $T_v = t_t$. Si hacemos el mismo tipo de análisis que en el algoritmo Aloha puro, podemos deducir que el *throughput* por tiempo de trama vale:

$$S = G - RT_x = G - G(1 - e^{-G}) = Ge^{-G}$$

y que tiene un máximo en $G = 1$:

$$S_{\max} = S|_{G=1} = e^{-1} = \frac{1}{e} = 0,3678$$

Es decir, hemos aumentado (duplicado) el rendimiento, que ha pasado del 18,39% al 36,78%:



5.3.3. Problemas de estabilidad de los algoritmos Aloha puro y Aloha segmentado

Si nos fijamos en la gráfica de la eficiencia, podemos observar que además de tener un bajo rendimiento, los dos mecanismos tienen un problema de estabilidad: pueden llegar a saturar el canal. Ahora estudiaremos cómo se produce este efecto. 

En la gráfica de la eficiencia podéis ver que si G aumenta, el *throughput* tiende a 0. Tomemos como ejemplo el algoritmo Aloha segmentado. El punto de trabajo ideal de este mecanismo sería $G = 1$ (en el algoritmo Aloha puro, $G = 0,5$). Si se produce una colisión, G crece. La trama se tiene que retransmitir, de manera que G aumenta por encima de $G = 1$. Como ahora $G > 1$, nos encontramos en la zona de la curva en la que el *throughput* tiende a 0 (esta zona se denomina *zona inestable del algoritmo*). Se producen más colisiones, de manera que G continúa creciendo hasta que el *throughput* llega a 0. Este efecto se denomina *saturación del canal*.

Recordad que G incluye las tramas nuevas y las tramas retransmitidas.

CSMA

Ya sabemos que CSMA significa *Carrier Sense Multiple Access*. Sin embargo, ¿podríamos preguntarnos por qué *Carrier* y no *Signal* o *Codification*? La razón la tenemos que buscar en sus orígenes. Ethernet originalmente (nivel físico 1Broad36) trabajaba con señal modulada. Todas las versiones posteriores han utilizado codificaciones digitales (por ejemplo, 10Base2).

5.3.4. Acceso múltiple por escucha de portadora

Uno de los motivos del bajo rendimiento de los algoritmos Aloha es que las estaciones no son conscientes de si el medio de transmisión está ocupado o no. Una manera de solucionar este problema es escuchar el medio electrónicamente

y, si hay una trama en curso (hay señal en el medio; es decir, hay portadora), esperar y no transmitir. Este tipo de mecanismos se denominan **mecanismos de acceso múltiple por escucha de portadora (CSMA)**.

Cuando una estación quiere transmitir, comprueba que no haya ninguna otra utilizando el medio. Si no hay ninguna estación transmitiendo, pone su trama; en caso contrario, hay que elaborar más el algoritmo. En este sentido, se presentan tres alternativas:

- Algoritmo 1-persistente. La estación comprueba que el medio esté libre. Si lo está, transmite inmediatamente; si está ocupado, espera hasta que esté libre y, entonces, transmite inmediatamente.

Este algoritmo presenta la desventaja de que si dos estaciones quieren transmitir en el momento en el que una tercera ya lo está haciendo detectarán simultáneamente el medio vacío, decidirán transmitir al mismo tiempo y colisionarán. Ciertamente, esto es un inconveniente cuando hay cargas altas. Para cargas moderadas o bajas éste es el mejor algoritmo.

Ethernet

El CSMA de las LAN Ethernet es 1-persistente.

- Algoritmo no persistente. La estación comprueba que el medio esté libre. Si lo está, transmite inmediatamente; si está ocupado, espera un tiempo aleatorio y vuelve a intentar hacer la transmisión.

Este algoritmo tiene la ventaja de que el tiempo aleatorio hace disminuir la probabilidad de que se produzcan colisiones. Y tiene la desventaja de que el medio de transmisión puede estar en desuso durante el tiempo aleatorio, ya que una estación puede haber dejado de transmitir y la otra todavía tiene que esperar este tiempo aleatorio. Por lo tanto, es ineficiente para cargas bajas (el canal se puede utilizar poco), mientras que para cargas altas es mejor que el algoritmo 1-persistente, ya que el número de colisiones disminuye. También puede aplicar un mecanismo de *back-off* con el fin de aliviar las colisiones.

Podéis ver el mecanismo de *Back-off* en el apartado 5.3.6 de este módulo didáctico.

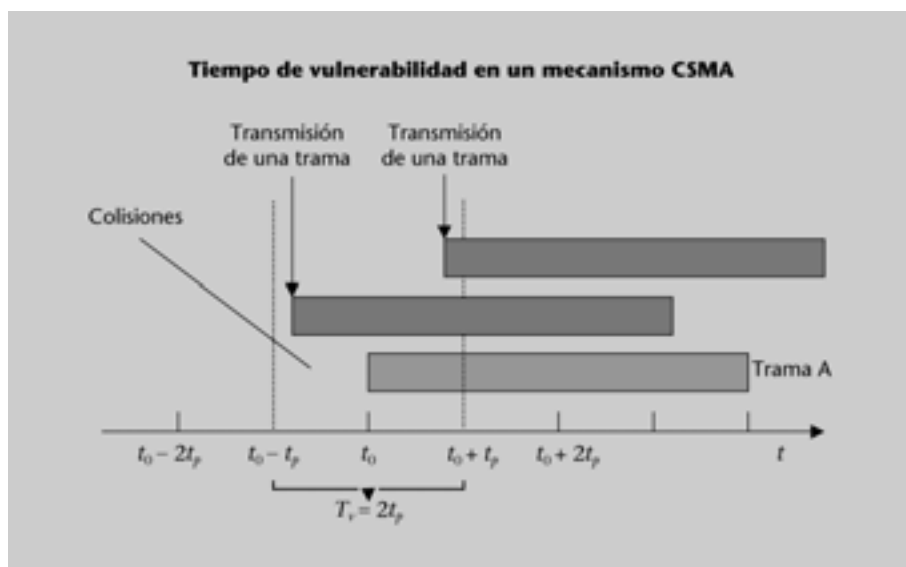
- Algoritmo p-persistente. Si el medio está libre se transmite con probabilidad p . Con probabilidad $1 - p$ se espera la ranura siguiente, en la que se repite el proceso. Si el medio está ocupado, se escucha hasta que esté libre y se vuelve a poner en marcha el proceso.

Es decir, siempre que el canal está libre se tira una moneda: con probabilidad p se transmite y con probabilidad $1 - p$ se vuelve a intentar en la ranura siguiente. Si $p = 1$, tenemos un 1-persistente.

También se pueden producir colisiones aunque las estaciones se encuentren en estado de escucha del medio para detectar si está ocupado. La razón de este hecho es el tiempo de propagación que hay entre las estaciones.

Dos estaciones A y B separadas por una distancia D km tardarán $t_p = D/v_p$ segundos en saber lo que hace la otra. Es decir, si la estación A empieza a transmitir, la estación B, que está escuchando el medio, oirá el primer bit de la trama de A t_p segundos más tarde. Esto significa que durante t_p segundos el medio está ocupado por una trama de A y la estación B lo ve libre. Si B transmite durante este tiempo, se puede producir una colisión.

Como pasaba en el algoritmo Aloha, una estación no percibe lo que ya ha pasado ni lo que pasará. Si la estación A se encuentra en estado de escucha y puede transmitir una trama, no sabe si t_p segundos antes alguien ha empezado a transmitir otra, ya que ve el medio libre. La figura siguiente muestra esta situación. El tiempo de vulnerabilidad ha disminuido de $2t_t$ a $2t_p$:



CSMA: ¿acceso al medio aleatorio o de reserva?

Podemos observar en la figura que las estaciones se encuentran en constante competición por el medio, cuando está libre, durante un tiempo equivalente a $2t_p$.

A lo largo de este tiempo las estaciones transmiten de forma aleatoria, tal y como pasa con el algoritmo Aloha.

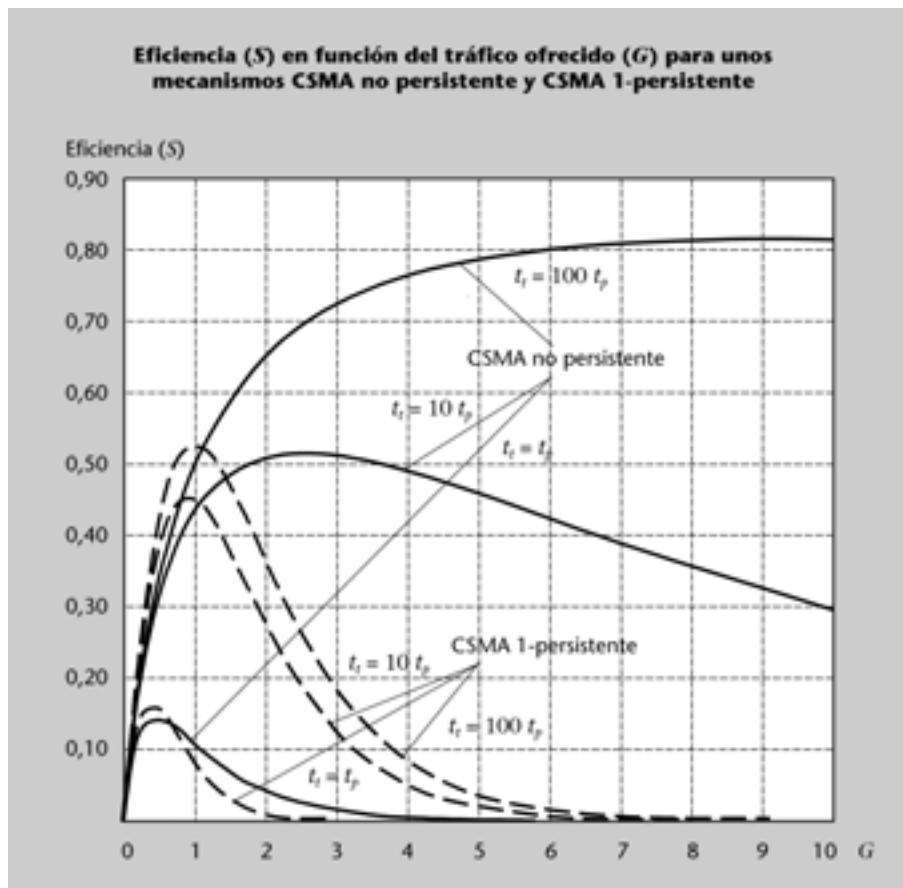
Una vez ha acabado esta competición, una de las estaciones "ha reservado" el medio y ninguna otra estación puede transmitir hasta que ésta finalice la transmisión. Por esta razón hay autores que clasifican el CSMA como un acceso al medio de reserva.

El **tiempo de vulnerabilidad** vale $T_v = 2t_p$, donde $t_p = D_{\max}/v_p$ es el tiempo de propagación determinado por la distancia entre las dos estaciones más alejadas entre sí.

Si observamos la mejora ofrecida por el CSMA respecto del Aloha, podemos ver que el algoritmo Aloha puro tenía un tiempo de vulnerabilidad de $T_v = 2t_t$ y el algoritmo Aloha segmentado, de $T_v = t_t$, mientras que el algoritmo CSMA tiene uno de $T_v = 2t_p$.

Para evaluar el rendimiento de un CSMA, se tienen que utilizar herramientas matemáticas bastante complejas*. Dado que estas herramientas no forman parte del objetivo de esta asignatura, nos limitaremos a ver una serie de gráficas en las que se pueda observar el rendimiento de los diferentes algoritmos, sin entrar en las fórmulas que nos permitan calcular estas curvas. !

* Por ejemplo, las cadenas de Markov.



La figura anterior muestra la eficiencia (S) en función del tráfico ofrecido (G) para los algoritmos CSMA no persistente y CSMA 1-persistente para diferentes valores de a . Se puede observar lo siguiente:

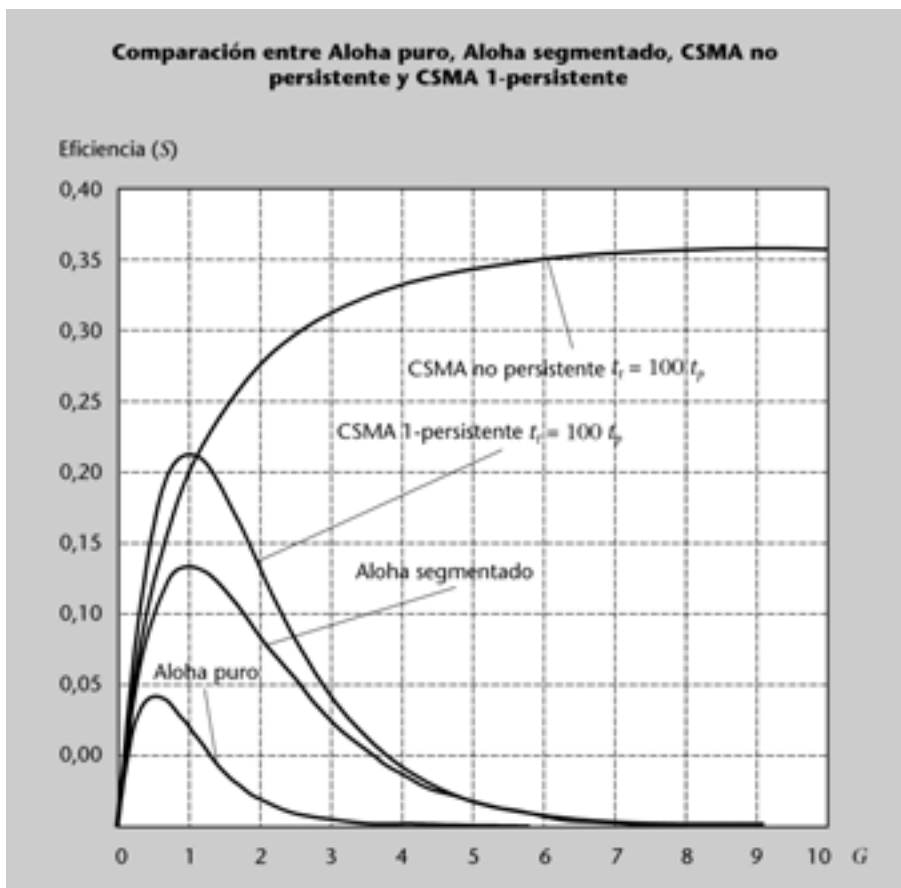
- El CSMA 1-persistente obtiene rendimientos muy pequeños ($< 0,2$) cuando $t_t \approx t_p$.
- El CSMA 1-persistente obtiene rendimientos medios ($\sim 0,5$) cuando $t_t \approx 10 t_p$ o $t_t \approx 100 t_p$.
- El CSMA no persistente obtiene rendimientos pequeños ($< 0,2$) cuando $t_t \approx t_p$.
- El CSMA no persistente obtiene rendimientos medios ($< 0,5$) cuando $t_t \approx 10 t_p$.
- El CSMA no persistente obtiene rendimientos altos ($> 0,8$), cuando $a = 0,01 \rightarrow t_t \approx 100 t_p$ a medida que G crece.

Un CSMA 1-persistente es mejor que un CSMA no persistente cuando el tráfico ofrecido (G) es pequeño, mientras que un CSMA 1-persistente es peor que un CSMA no persistente cuando el tráfico ofrecido (G) crece.

Esta conclusión es lógica si pensamos que cuando el tráfico ofrecido (G) aumenta, con un CSMA 1-persistente crece la posibilidad de que haya tramas que choquen en el medio; mientras que con un CSMA no persistente hay un tiempo aleatorio en el cual el medio está libre y, por lo tanto, es más difícil que las tramas choquen. En cambio, cuando el tráfico ofrecido es pequeño, resulta poco probable que haya más de una trama en el medio, de manera que con un CSMA 1-persistente aprovechamos mejor el canal que con un CSMA no persistente.

5.3.5. Comparación entre los algoritmos Aloha, Aloha puro y CSMA

En la figura siguiente se comparan los algoritmos Aloha puro, Aloha segmentado, CSMA no persistente y CSMA 1-persistente (CSMA con $t_t \approx 100t_p$):



Podemos observar que el rendimiento de los algoritmos CSMA es superior al del algoritmo Aloha. La curva de rendimientos del algoritmo CSMA p-persistente depende de la probabilidad p : obtiene rendimientos mayores que 1-persistente a medida que p es menor. Incluso llega a superar el rendimiento de uno no persistente para $p = 0,01$.

La conclusión es que nos interesa un mecanismo que, además de reducir el tiempo de vulnerabilidad (el CSMA lo hace), reduzca también la duración de la colisión. Este mecanismo es el algoritmo CSMA/CD. 

5.3.6. Acceso múltiple por escucha de portadora con detección de colisiones

El MAC CSMA/CD funciona exactamente como el CSMA, pero añade dos procedimientos adicionales:

- Cuando un terminal ya ha empezado a transmitir, sigue escuchando el medio con el fin de detectar otras posibles transmisiones. Esto permite implementar la detección de colisiones (CD).

Si no hay ningún terminal transmitiendo, la detección de colisiones no señala ningún problema y, por lo tanto, la transmisión sigue su curso como en el CSMA. Si se detecta una transmisión, es decir, una colisión, el terminal transmisor deja de transmitir inmediatamente, lo cual reduce considerablemente la duración de la colisión. 

Esta situación puede desembocar en un problema. Las dos estaciones pueden haber detectado la colisión al mismo tiempo y, por lo tanto, las dos dejan de transmitir y a las dos les queda una trama pendiente. Si vuelven a transmitir la trama inmediatamente, provocarán de nuevo una colisión. Este problema se soluciona con el otro procedimiento adicional.

- Después de detectar la colisión y una vez se ha detenido la transmisión, el terminal tiene que esperar un tiempo aleatorio para volver a transmitir. 

Este tiempo es el denominado *tiempo de back-off*, y al ser aleatorio, evitará una nueva colisión cuando las estaciones vuelvan a transmitir la trama.

No hay que confundir el tiempo de *back-off* con la retransmisión *p*-persistente. El tiempo de *back-off* se aplica sólo después de haber transmitido una trama y haber detectado la colisión; en cambio, la transmisión *p*-persistente aplica un retardo aleatorio antes incluso de transmitir. Uno se aplica por CSMA (*p*-persistencia) y el otro, por CD (*back-off*).

Calculemos los tiempos de vulnerabilidad y el de duración de colisión. El tiempo de vulnerabilidad no varía respecto del tiempo del CSMA. El de colisión, obviamente, disminuye porque la transmisión se detiene al detectar otra transmisión en el medio. Si t_p es el tiempo de propagación máximo entre dos terminales, la detección de la colisión y, por lo tanto, el paro de transmisión (y la duración del tiempo de colisión) será: $T_{col} \leq 2t_p$.

En la tabla siguiente resumimos los diferentes valores de T_v y T_{col} para los mecanismos estudiados:

Resumen de la duración de las colisiones y el tiempo de vulnerabilidad para los mecanismos de acceso al medio aleatorios		
Mecanismo de funcionamiento	Tiempo de vulnerabilidad	Duración de las colisiones
Aloha puro	$T_v = 2t_t$	$t_t \leq T_{col} \leq 2t_t$
Aloha segmentado	$T_v = T_{CLK} \approx t_t$	$T_{col} = T_{CLK} \approx t_t$
CSMA	$T_v = 2t_p$	$t_t \leq T_{col} \leq t_t + 2t_p$
CSMA/CD	$T_v = 2t_p$	$T_{col} \leq 2t_p$

Finalmente, para este mecanismo el tiempo de vulnerabilidad define dos parámetros esenciales en una red:

- La longitud mínima de una trama (L_{min}). La trama tiene que ser lo bastante larga como para permitir detectar una colisión antes de que finalice la transmisión. Por lo tanto, la duración mínima de una trama ($t_{min} = L_{min}/v_t$) tiene que ser mayor que el tiempo de vulnerabilidad.

Si la trama fuese menor que el tiempo de vulnerabilidad o su valor máximo, la estación transmisora no podría detectar a tiempo si se ha producido una colisión. Desde su punto de vista, ya habría acabado de transmitir la trama sin experimentar ninguna colisión, ya que el primer bit de la trama del otro terminal todavía no le habría llegado cuando ella ya había acabado de transmitirla correctamente.

- El diámetro máximo de la red. Las redes CSMA/CD tienen una limitación de alcance a causa de la ventana de colisión. El tiempo que una señal tarda en ir y volver desde una estación a otra tiene que ser menor que la ventana de colisión. Esto quiere decir que la suma de todos los retardos de la red multiplicada por dos debe ser menor que la ventana de colisiones o tiempo de vulnerabilidad:

$$2(\sum \text{retardos red} + \sum \text{retardos tarjeta} + \sum \text{retardos cables}) \leq T_v$$

Diámetro máximo de una red Ethernet

Ethernet define el uso del CSMA/CD marcando como norma la ventana de colisión fijada a 512 bits. Esto determina que la longitud mínima de una trama Ethernet es de 512 bits. Si queremos añadir estaciones a la red, la distancia a la que se pueden conectar estará limitada por la ventana de colisión.

Generalmente, se suele añadir un margen de salvaguarda a la desigualdad, de manera que ésta se convierte en:

$$2(\sum \text{retardos red} + \sum \text{retardos tarjeta} + \sum \text{retardos cables}) + \text{margen} = T_v$$

5.3.7. CSMA/CD o anillos con paso de testigo

En este subapartado intentaremos averiguar cuál de los dos estándares en los que nos hemos centrado (CSMA/CD y anillo con paso de testigo) es más eficiente.

Ésta es una cuestión difícil de responder. Desde el punto de vista técnico (de rendimientos), una red CSMA/CD es muy eficiente con cargas de tráfico pequeñas y bastante eficiente con cargas grandes. Es evidente que si la carga tiende a infinito el número de colisiones será tan grande que la eficiencia tenderá a cero.

Con una LAN en anillo con paso de testigo la eficiencia es pequeña si la carga es pequeña (si sólo hay una estación que transmite tramas, tiene que esperar a que el testigo recorra todo el anillo antes de poder transmitir otra trama). En cambio, si hay muchas estaciones y todas quieren transmitir, es una LAN muy

Eficiencia con carga de tráfico pequeña

Con un CSMA/CD 1-persistente, si sólo hay una estación transmitiendo, ésta siempre accede al medio inmediatamente después de la transmisión de una trama para transmitir otra.

eficiente (el testigo recorre el anillo y todas las estaciones tienen la oportunidad de transmitir sus tramas). Además, el *token ring* no se muestra inestable en ninguna situación y se comporta equitativamente con todos los terminales, sea cual sea su carga.

Una segunda cuestión que puede ser importante a la hora de elegir una LAN es el coste y los problemas de instalación que puede tener un ingeniero (que dependerán de la experiencia que tenga con este tipo de LAN). En estos momentos, es evidente que las LAN con CSMA/CD comerciales (red Ethernet) se venden mucho más que las de anillo con paso de testigo. Esto hace que las redes Ethernet sean más baratas y que se tengan más conocimientos prácticos sobre las mismas.

A la hora de elegir una de las opciones, es recomendable analizar a fondo no tan sólo el escenario técnico, sino también el coste y la relación entre la sencillez de la red y su rendimiento. 

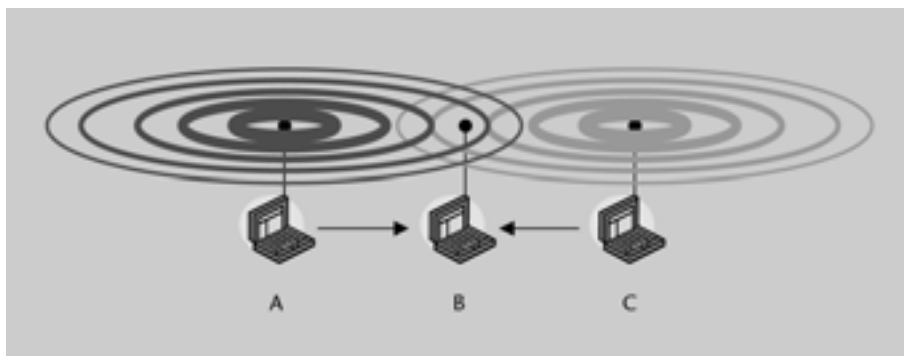
5.4. Acceso múltiple por escucha de portadora con eliminación de colisiones

El CSMA/CA es un paso adelante sobre el CSMA (no sobre el CSMA/CD) porque mejora el tiempo de colisión. El CSMA/CA se utiliza en redes en que no es posible la detección de colisiones, como las redes inalámbricas.

Los radiotransmisores *full duplex* sólo se pueden construir si la ida trabaja en una banda de frecuencia distinta de la de vuelta. Esto se debe al hecho de que la potencia recibida es muy inferior a la señal que se transmite, y sólo puede discriminarse con procedimientos discriminadores frecuenciales (filtros).

En el caso de una LAN no podemos pensar en trabajar con frecuencias distintas, ya que todos los terminales requerirían una y esto derrocharía el espectro. Estaríamos hablando del FDMA.

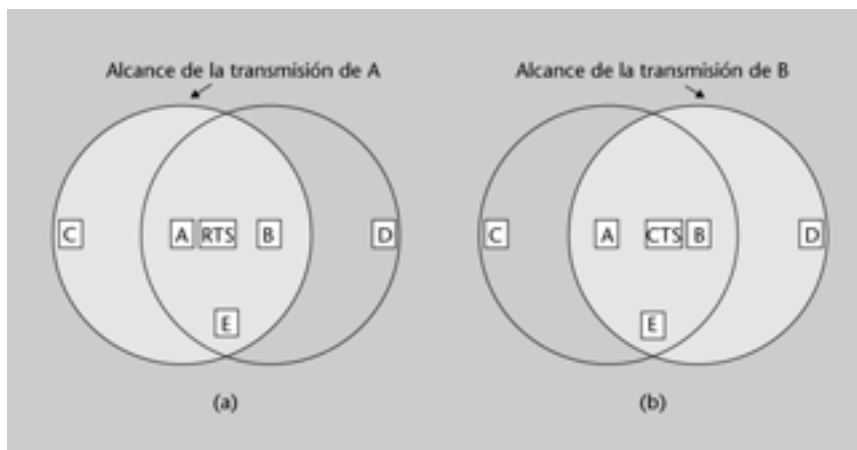
Los participantes de una LAN inalámbrica pueden escucharse parcialmente; es decir, cada terminal quizá recibe sólo una parte de los terminales, porque el resto los tiene demasiado lejos. Es lo que se conoce como *problema del "terminal oculto"*. Incluso si se pudiera implementar la detección de colisiones (como en el CSMA/CD), no se resolvería este problema: un bus CSMA/CD garantiza que todo el mundo escucha a todo el mundo, pero una LAN inalámbrica no puede ofrecer esta garantía.



El problema del "terminal oculto": el terminal A cree que el medio está libre aunque C transmita. El destinatario B sólo ve el resultado de una colisión.

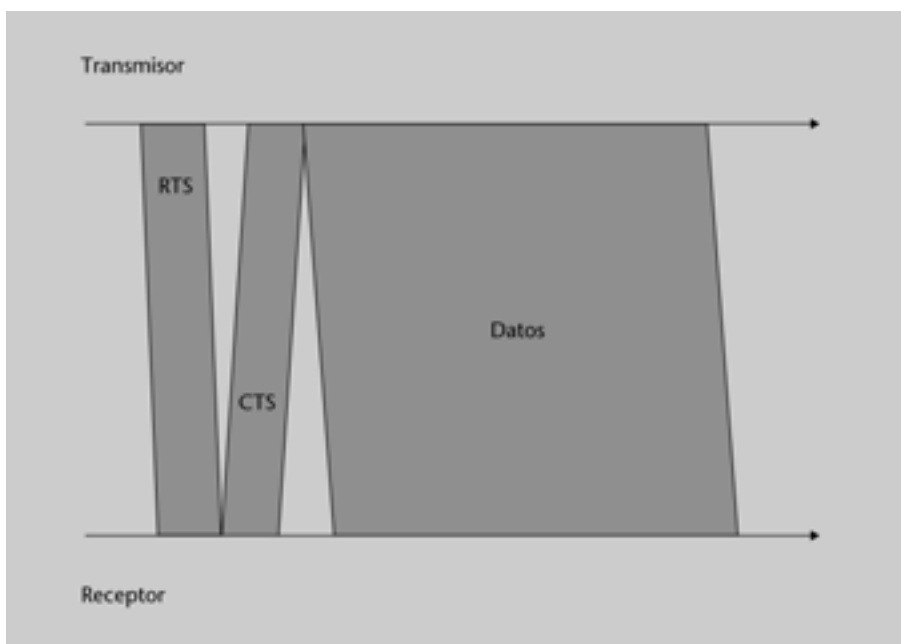
El CSMA/CA intenta evitar este problema con la ayuda del terminal receptor, que debe colaborar para detectar si el medio está ocupado: el CSMA/CA, antes de transmitir la trama, provoca que el terminal emisor envíe una pequeña trama denominada RTS (*Request To Send*, 'quiero enviar') dirigida al destinatario. El destinatario tiene que responder con el correspondiente CTS (*Clear To Send*, 'preparado para recibir').

Después de hacer estos pasos, los terminales al alcance del transmisor (terminal A en la figura) y los terminales al alcance del receptor (terminal B) saben que habrá una transmisión:



Para que estas tramas sean efectivas, es necesario que el RTS notifique la medida de la trama de datos que se enviará, de manera que todos los terminales de la LAN sepan el rato que la línea, en este caso el aire, estará ocupada. ⚡

El diagrama de tiempo resultante sería el siguiente:



Con esto se consigue que las colisiones se concentren en el periodo ocupado por las dos tramas RTS y CTS. El tiempo de vulnerabilidad será, como en el CSMA (y el CSMA/CD), si no se da el problema del “terminal oculto”, $T_v \approx 2t_p$, ya que las condiciones son las mismas.

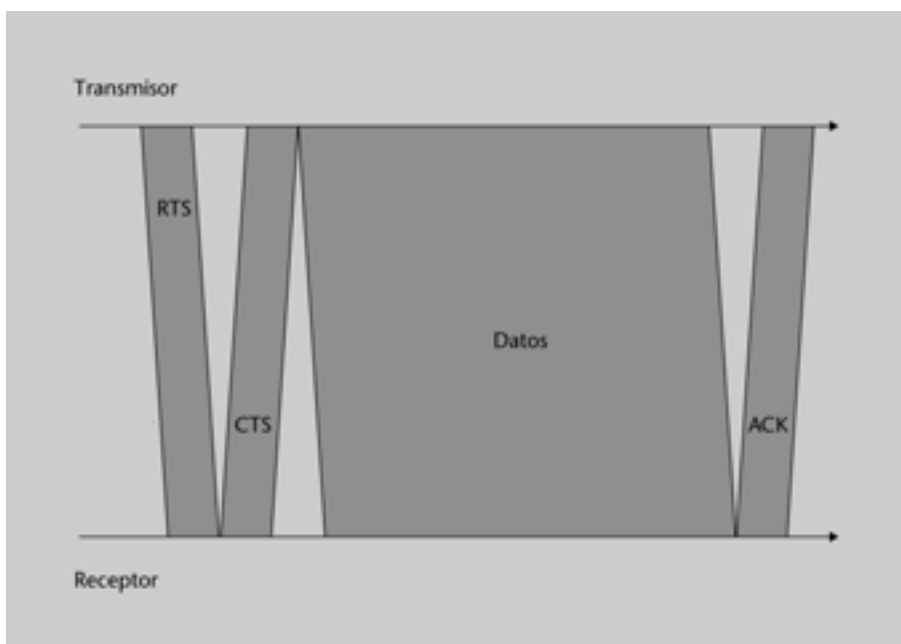
Si se da el problema del “terminal oculto”, los cálculos pierden sentido, porque t_p no sería un valor homogéneo en toda la red, sino que dependería del par de terminales que se considerasen.

El tiempo de colisión mejora apreciablemente respecto del CSMA, porque su duración se circunscribe también a las tramas RTS y CTS, ya que durante la transmisión de la trama de datos no puede haber colisión (CA). Por lo tanto, $T_{col} \approx t_{RTS} + 2t_p$; mucho mejor que en el CSMA y similar a lo que consigue el CSMA/CD (si suponemos que t_{RTS} es pequeño).

Con el CSMA/CA se consigue una duración de colisión y de vulnerabilidad similares a las conseguidas con el CSMA/CD (con el diferencial comentado de la longitud de las tramas RTS y CTS), pero a costa de que todas las tramas de información vayan acompañadas de tramas de control adicionales que con el CSMA/CD no son necesarias; por lo tanto, la eficiencia de transmisión baja. En algunas situaciones, esto puede ser un problema.

Cuando las tramas de información son pequeñas, algunas implementaciones degradan el MAC de CSMA/CA a CSMA, ya que la duración de la colisión será similar, pero en lugar de tener que transmitir tres tramas, se transmite sólo una.

A causa de la alta probabilidad de error de bit, las implementaciones reales CSMA/CA a menudo añaden una cuarta trama adicional con el fin de asegurar que el receptor ha recibido la trama. Se trata de la trama de confirmación o ACK:



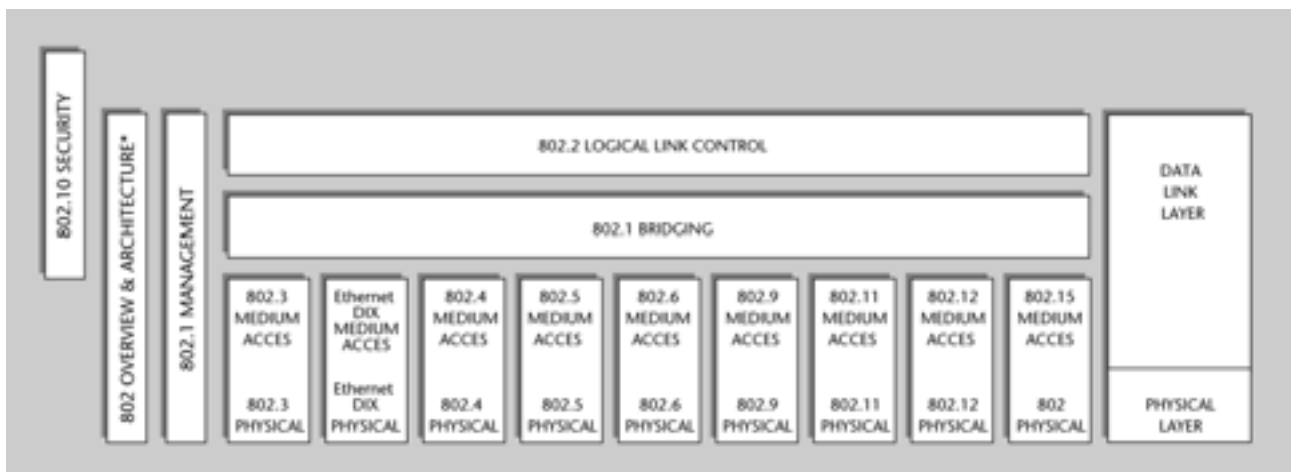
6. Estándares para redes de área local

Casi todos los estándares de LAN han sido estandarizados por el Instituto de Ingenieros Eléctricos y Electrónicos (IEEE) de EE.UU., dentro de los grupos IEEE802.xx, y después los estándares han sido acogidos por la Organización Internacional de Estandarización (ISO), que ha denominado los grupos idénticamente pero utilizando el prefijo ISO8802.xx.

Ejemplo

El ISO8802.3 es totalmente equivalente al IEEE802.3.

Todos los estándares IEEE802, a excepción del IEEE802.1 y el IEEE802.2, se refieren a protocolos MAC. 



- **IEEE802.1:** define procedimientos para interconexión y gestión de conmutadores, protocolos para LAN virtuales y seguridad criptográfica de la transmisión.
- **IEEE802.2:** define el nivel de enlace lógico adecuado para LAN.
- **Ethernet-DIX-II:** estándar *de facto* de CSMA/CD en 10 Mbps. Fast Ethernet (100 Mbps) y Gigabit Ethernet (1 Gbps) son variantes del estándar ampliamente utilizadas. Para todas es común el cambio del MAC CSMA/CD por conmutadores.
- **IEEE802.3:** MAC CSMA/CD. Similar pero no interoperable con Ethernet-DIX-II.
- **IEEE802.4:** *MAC token bus*. Implementa un MAC equivalente a *token ring*, pero sobre topología física y lógica de bus. Actualmente se encuentra en desuso.
- **IEEE802.5:** *MAC token ring* derivado del protocolo Token Ring de IBM y compatible con el mismo.

- **IEEE802.6:** MAC DQDB o *Distributed Queue Dual Bus*. Está diseñado para redes de área metropolitana. Aunque se trata de un bus lógico, físicamente es un anillo, lo que le confiere tolerancia a cortes de la línea. Actualmente se encuentra en desuso.

Las redes de área metropolitana (MAN, *Metropolitan Area Networks*) eran un concepto relevante a principios de los noventa, cuando faltaban estándares para redes cuyo alcance estuviese entre el de una LAN y el de una WAN. En la actualidad, el concepto ha quedado marginado, porque en las LAN ya se utilizan tecnologías de WAN como la conmutación; por lo tanto, el espacio teórico de las MAN ha quedado pinzado.

- **ANSI X3T12 o FDDI** (*Fibre Distributed Data Interface*): *MAC token ring* doble con propiedades de tolerancia a fallos. Inicialmente estaba diseñado para redes MAN, pero tuvo un nicho de mercado en redes de servidor (*clusters*). Actualmente se encuentra en desuso, pero todavía pueden encontrarse redes con este estándar en funcionamiento.
- **IEEE802.11 o WiFi** (*Wireless Fidelity*): MAC CSMA/CA para redes inalámbricas. Probablemente será el estándar de LAN de mayor progresión.
- **IEEE802.12 o 100VG-AnyLAN***: estándar a 100 Mbps aparecido en los noventa como sustitución del Ethernet a 10 Mbps. Es un *MAC token ring* con prioridades y procedimientos para facilitar la interoperabilidad con IEEE802.3. Actualmente, se encuentra en desuso a causa del éxito comercial de Fast Ethernet.
- **IEEE802.15 o Bluetooth**: protocolo similar al IEEE802.11 pero ajustado a los requerimientos de las *piconets* (picoredes o redes muy pequeñas). Es muy apropiado para interconectar ratones, teclados, móviles, agendas electrónicas, ordenadores portátiles y, en general, pequeños sistemas alimentados por baterías.

* VG viene de *Voice Grade* (categoría de voz) en referencia al tipo de cableado por telefonía que permite este estándar. AnyLAN hace referencia al hecho de que permite interoperabilidad entre CSMA/CD y *token ring*.

Bluetooth

El nombre *Bluetooth* proviene del rey vikingo Harald Blatand (siglo X d.C.), que unificó y controló Dinamarca y Noruega. De aquí viene la inspiración del nombre: con esta tecnología se pretende unificar e interconectar dispositivos. Se cree que una de las aficiones de este rey era comer moras, y por ello tenía los dientes teñidos de azul (*bluetooth* significa 'diente azul' en inglés).

En los apartados siguientes nos centraremos en los cuatro aspectos que se citan a continuación.

- LAN más utilizadas: Ethernet y IEEE802.3.
- Cableado estructurado: norma EIA/TIA 568.
- Redes inalámbricas: norma IEEE802.11.
- Interconexión de LAN.

Esta selección ciertamente no es técnica, sino comercial. Posiblemente Ethernet no es el mejor protocolo, pero es el más utilizado. Actualmente, el IEEE802.11 tiene una pequeña parcela del mercado LAN, pero se le prevé un crecimiento importante. Por otro lado, el cableado estructurado es capital para entender qué quiere decir instalar una LAN, y es un punto central de la misma (para Ethernet, *token ring*, telefonía, etc.). Y, finalmente, si a Ethernet se le prevé también un futuro prometedor es, en parte, por la posibilidad de utilizar la **Ethernet conmutada**, que es tanto un procedimiento de interconexión como una nueva forma de hacer LAN.

6.1. Ethernet e IEEE802.3

A mediados de los setenta, Xerox lanzó Ethernet tal y como se conoce en la actualidad, fruto del trabajo de investigación de Norm Abramson, de la Universidad de Hawai. Abramson diseñó y construyó en 1971 una red vía satélite que utilizaba el protocolo Aloha, diseñado a este efecto. Era la red AlohaNet.

Para competir con la Token Ring de IBM, práctica dominadora del concepto LAN, Xerox unió esfuerzos con DEC (Digital Equipment Corporation) y con Intel para comercializar su Ethernet.

Problemas de encaje en el modelo LAN de IEEE802 (que apareció posteriormente) hacen que la versión estándar (*de iure*) IEEE802.3 no sea exactamente la misma que la de Ethernet. Puesto que, en general, utilizamos la palabra *Ethernet* para referirnos a las dos variantes, para distinguir claramente cuándo nos referimos a la Ethernet diferente de IEEE802.3, le llamaremos *Ethernet-DIX* (Digital, Intel, Xerox).

6.1.1. Nivel físico

Ethernet utiliza diferentes tipos de medio físico y a diferentes velocidades. Para diferenciar los estándares, se les denomina según el patrón siguiente:

<Velocidad en Mbps><Tipo de codificación><Tipo de medio de transmisión>.

- En cuanto a velocidad, ahora se puede encontrar en el mercado de *hardware* a 10, 100 y 1000 Mbps* (está a punto de aparecer el estándar a 10 Gbps).
- Puesto que todas las codificaciones actuales son banda base, la parte central siempre es “Base”.
- La parte final acostumbra a ser “T” (de par trenzado) o “F” (de fibra óptica), más un sufijo adicional para distinguir las variantes.

Los estándares más utilizados son los siguientes.

- **10Base-2** (IEEE802.3a): 10 Mbps sobre coaxial (el 2 viene del hecho de que el alcance aproximado sin repetidores es de 200 m). La codificación es Manchester. Topología coaxial. Se permiten cuatro repetidores separando cinco tramos de 200 m.
- **10Base-Tx** (IEEE802.3i): 10 Mbps sobre par trenzado. Éste y los estándares siguientes están definidos sobre cableado estructurado. En particular, 10Base-T requiere cableado de categoría 3 o superior. Codificación Manchester. Topología en estrella que permite interconectar cuatro concentradores.
- **100Base-Tx** (IEEE802.3u): 100 Mbps sobre par trenzado categoría 5. Codificación NRZ con precodificación (para garantizar el sincronismo de bit) 4B/5B (125 Mbaud). Topología en estrella. Se permite la interco-

Ethernet-DIX e IEEE802.3

En lo que respecta al nivel físico, IEEE802.3 y Ethernet-DIX son prácticamente idénticos.

* El estándar para 10 Gbps (IEEE802.3ae) se aprobó en junio de 2002.

La codificación Manchester se estudia en el apartado 3.3.1 del módulo “Transmisión de datos” de esta misma asignatura.

Estudiaremos cableado estructurado al final de este mismo módulo.

Concentradores apilables

Los concentradores apilables (*stackable hubs*) son una forma de conseguir un concentrador con más puertos más práctica que hacer una interconexión independiente de concentradores.

nexión de concentradores si están a menos de dos metros de distancia o bien si están apilados.

- **1000Base-T** (IEEE802.3ab): 1 Gbps sobre par trenzado categoría 5. Codificación de cinco niveles que empaqueta dos bits por símbolo en paralelo sobre los cuatro pares en paralelo, y que resulta en 125 Mbaud en cada par, lo mismo que en 100Base-T*. Topología en estrella. Los concentradores sólo se pueden interconectar apilándolos.

* 100Base-Tx y 10Base-Tx utilizan sólo un par de ida y otro de vuelta.

Todos los estándares en uso tienen topología en estrella. Además, todos funcionan sobre par trenzado. Hay también especificaciones para uso de fibra óptica, pero no las trataremos.

6.1.2. Control de acceso al medio

El control de acceso al medio es CSMA/CD 1-persistente. La ventana de colisión, o tiempo máximo de vulnerabilidad, está definida en 512 bits. Por lo tanto, el alcance máximo teórico es 51,2 μ s a 10 Mbps y 5,12 μ s a 100 Mbps. A 1 Gbps se ha modificado este aspecto para permitir un alcance más razonable: 512 bytes, es decir, 4.096 bits; por lo tanto, la ventana de colisión es de 4,096 μ s. Esta modificación comporta que el alcance máximo teórico sea de 5 km, 500 m y 400 m respectivamente. A causa de factores como la atenuación, interferencias, etc. ninguno de los estándares anteriores llega al límite teórico.

Ethernet-DIX y IEEE802.3

En lo que respecta a control de acceso al medio, IEEE802.3 y Ethernet-DIX son prácticamente idénticos.

Es necesario detallar la 1-persistencia un poco más. Cuando un terminal espera que el medio quede libre, tiene que dejar un rato de silencio para garantizar que todo el mundo percibe la finalización de la trama anterior. Es el espacio intertrama*, que vale $t_{IFG} = 96$ bits. El resto de los tiempos utilizados en Ethernet están definidos en términos de ventana de colisión.

* En inglés, *Inter Frame Gap* (IFG).

La detección de colisiones también tiene un parámetro que hay que definir, la función de tiempo de *back-off*. Cuando hay una colisión, los terminales transmisores tienen que esperar un IFG y, después, decidir aleatoriamente si esperan 1 o 0 ventanas de colisión:

Recordad

Este valor no puede decidirse de manera determinista, ya que la colisión sería reiterada.

- Si un terminal elige 1 y el otro 0, hay uno que gana la contención y el otro tendrá que volver a esperar.
- Si los dos terminales (o más, si es el caso) eligen 1 o 0 (50% de probabilidad), vuelve a producirse una colisión.

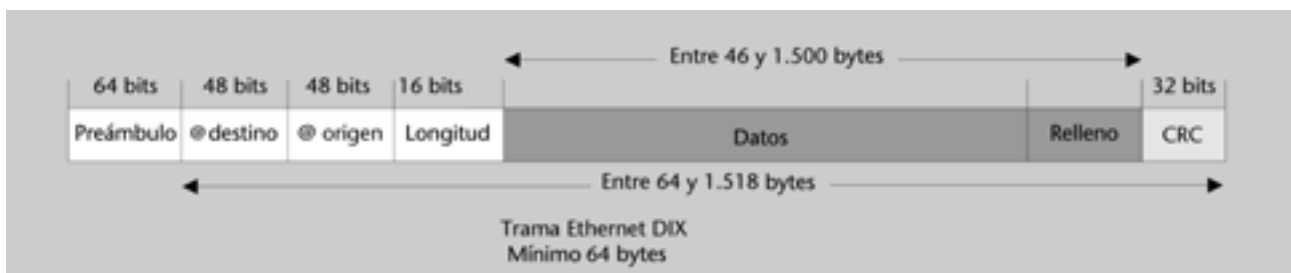
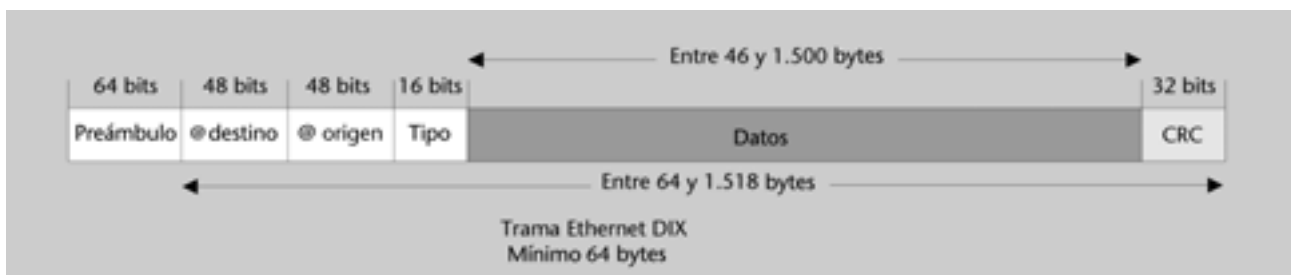
En este segundo caso, el tiempo de *back-off* máximo se dobla, de manera que los terminales aleatoriamente esperan 0, 1, 2 o 3 ventanas de colisión. Si volviera a haber una colisión, el tiempo de *back-off* iría creciendo hasta valer

$2^{10} - 1$ ventanas de colisión a la décima colisión. Este valor se mantiene hasta la decimosexta colisión, momento en el cual el *driver* de red tiene que notificar a la aplicación que hay problemas.

Este hecho sería altamente improbable, a no ser que hubiera algún problema en el cableado que provocase ecos, como un corte o una mala conexión: el eco se monitoriza como una colisión, que sistemáticamente se repite.

6.1.3. Formato de trama Ethernet

Tal y como hemos dicho, hay dos estándares Ethernet, y precisamente la diferencia principal radica en el formato de trama. En ambos casos es minimalista; no hay prácticamente nada superfluo:



Veamos los campos comunes a los dos estándares:

- El preámbulo consta de 62 bits, alternativamente 1 y 0. Esto permite al receptor sincronizar el reloj de su receptor de manera precisa. Debemos tener en cuenta que antes de una trama siempre hay silencio (el IFG) y, por lo tanto, el receptor necesita “entrenar” el reloj de recepción (sincronismo de bit). Los dos últimos bits (para llegar a 8 bytes) son dos 1 seguidos. Esto permite al receptor perder algunos bits del preámbulo y mantener todavía el sincronismo de trama. Precisamente ésta es la función del preámbulo.
- La dirección de destino. Cada estación tiene su propia dirección, y cuando detecta una trama en el medio, simplemente tiene que vigilar si lleva su dirección. Si no, puede ignorar el resto de los campos.
- La dirección origen identifica la estación autora de la trama.
- El campo CRC contiene un CRC-32.

Veremos las direcciones con más profundidad en el apartado siguiente.



Ahora veremos los campos diferenciales:

El cuarto campo en Ethernet-DIX es el tipo. Este campo es la única concesión en el nivel de enlace en Ethernet-DIX: permite multiplexar conexiones. A IEEE 802.3 no le es necesario, ya que obliga a utilizar IEEE 802.2 por encima (un protocolo de enlace completo). En cambio, IEEE 802.3 utiliza el cuarto campo (también de 2 bytes) para definir la longitud del contenido de datos dentro de la trama. Hemos de tener en cuenta que la longitud mínima de la trama es de 512 bits (64 bytes); si restamos todos los campos que hemos visto, la trama debe contener: $64\text{ B} - 8\text{ B} - 6\text{ B} - 2\text{ B} - 4\text{ B} = 38\text{ B}$. Si la trama contiene menos de 38 B –el campo de longitud así lo indica–, añadimos los bytes de relleno necesarios (campo de *padding*) para conseguir los 64 bytes totales mínimos.

* Relleno, en inglés es *padding*.

Ethernet no resuelve este problema. Simplemente fuerza a la aplicación a generar tramas de 38 o más bytes de contenido. Si no es así, no las envía y devuelve un error.

Esto no es problema si Ethernet transporta TCP/IP. La cabecera IP son 20 bytes, y la TCP, 20 más. Cualquier paquete TCP/IP tiene, de este modo, 40 bytes o más.

Ahora se nos plantea una pregunta que ya hemos resuelto en parte: ¿puede coexistir tráfico Ethernet-DIX e IEEE802.3 dentro de una misma red?

Desde el punto de vista físico ya hemos visto que pueden coexistir. Desde el punto de vista de la trama, hay un campo que es distinto en los dos estándares: tipo y longitud. Afortunadamente, la longitud de tramas, tanto Ethernet-DIX como IEEE802.3, está limitada a 1.500 bytes. Ya que los tipos Ethernet-DIX están estandarizados, simplemente hay que procurar no asignar tipos con un identificador inferior a 1.500. Esta corrección se hizo al estándar Ethernet-DIX cuando apareció el IEEE802.3. Es lo que se denomina *Ethernet-DIX-II*. Cuando hablamos de Ethernet-DIX nos referimos siempre a Ethernet-DIX-II.

Web

Podéis encontrar una lista actualizada de tipos de Ethernet reconocidos y de fabricantes registrados en la dirección siguiente: <http://www.iana.org/assignments/ethernet-numbers>.

6.1.4. Direcciones

Las direcciones en Ethernet y en todos los estándares IEEE802 se definen igual. Son 48 bits que identifican inequívocamente al terminal cualquier estación Ethernet, IEEE802.3 o de cualquier otro tipo de LAN, que tiene una dirección única. Esto se consigue repartiendo un identificador de 22 bits a cada fabricante, que lo utiliza como prefijo para las direcciones de las tarjetas de red que fabrica. La dirección final tiene un formato como éste:

2 bits	22 bits	24 bits
"00"	Identificador de organización	Identificador de tarjeta

Por lo tanto, cada fabricante tiene un límite de 2^{24} direcciones: 16 millones de tarjetas. Los fabricantes que superan esta cifra reciben un nuevo identificador.

Los dos identificadores iniciales son siempre 0 para direcciones únicas. Sin embargo, en ciertos casos se utilizan tipos especiales. Si el primer bit es un 1, el formato cambia: los 47 bits restantes se utilizan para identificar grupos de terminales:

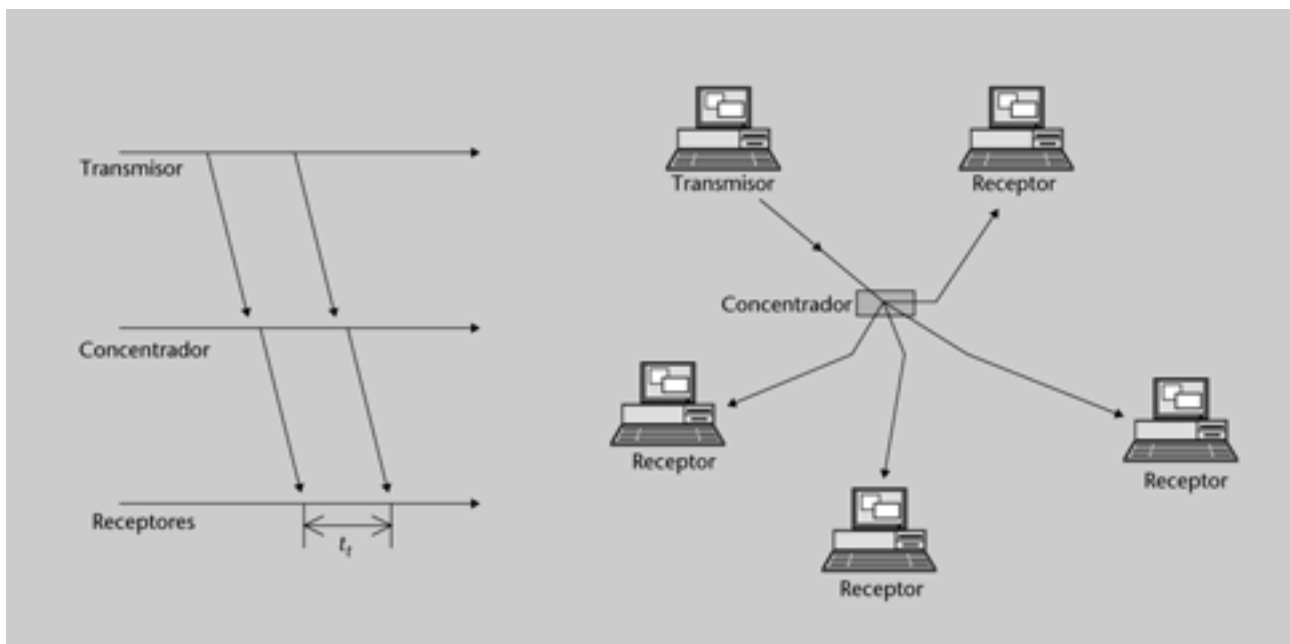
1 bit	47 bits
"1"	Identificador de grupo

Las direcciones de grupo o direcciones **multicast** se utilizan sólo como dirección de destino (nunca como dirección origen) para enviar la trama a todos los que pertenecen al grupo. El grupo con toda la dirección en "1" es el grupo **broadcast**. Todas las estaciones pertenecen al grupo **broadcast**. 

Hay un tercer tipo de dirección, que son las direcciones localmente definidas y que empiezan por "01". Esta prestación no se utiliza demasiado, y muchas tarjetas no la soportan. Además, muchas tarjetas permiten cambiar los 46 bits de la dirección de estación.

6.1.5. Concentradores y conmutadores

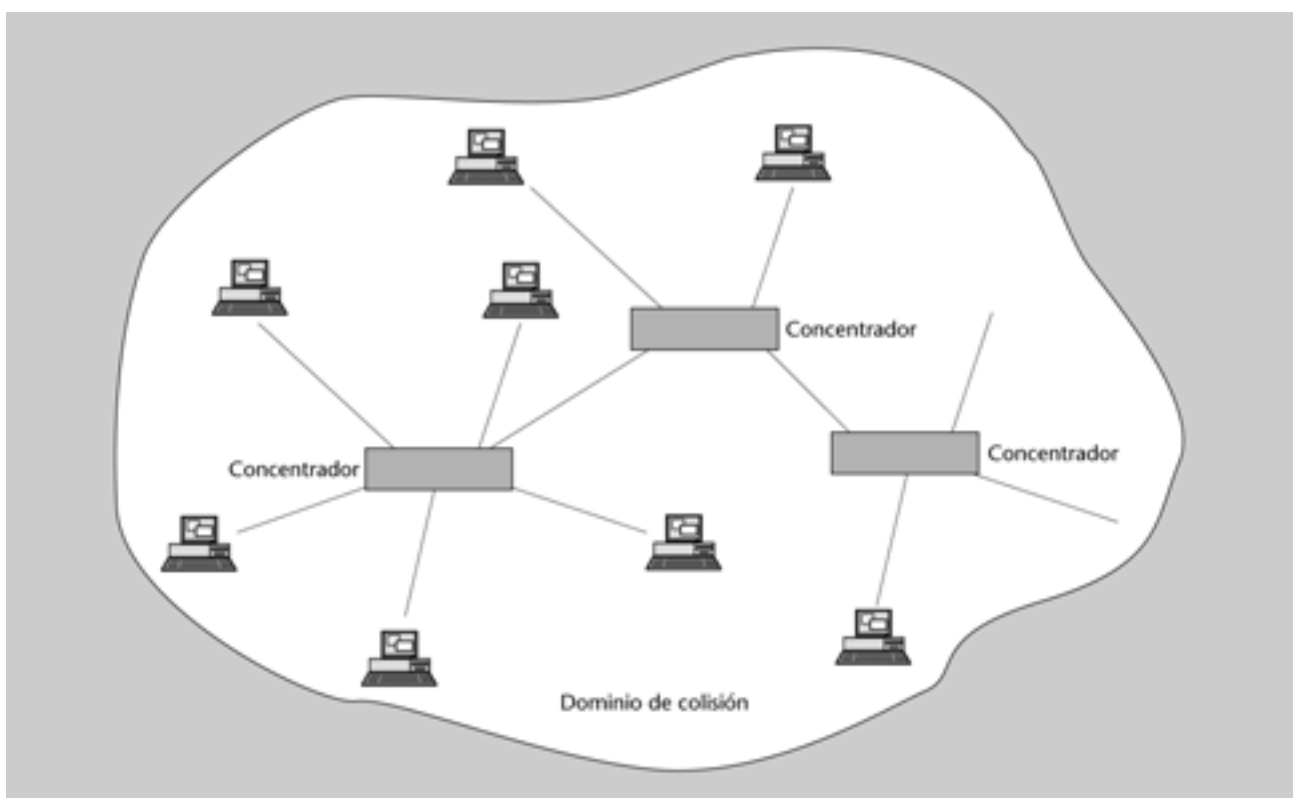
Cuando tenemos una Ethernet funcionando con CSMA/CD, hay terminales conectados a un concentrador. El concentrador es un repetidor que retransmite todo lo que detecta en un puerto por el resto.



Todos los terminales deben implementar el CSMA/CD. A efectos de estudio, la presencia del concentrador es anecdótica, y podríamos suponerlo invisible. La señal se difunde por el medio hasta llegar a todos los terminales.

En el diagrama de tiempo se ha reflejado un pequeño retardo de la señal a su paso por el concentrador. Este retardo se debe al hecho de que el concentrador es un repetidor y, por lo tanto, debe regenerar la temporización de los bits. Esto implica un cierto retardo de unos pocos bits.

Concentrador, terminales y todo el cableado están dentro de un mismo medio. Es lo que denominamos *dominio de colisión*. Un dominio de colisión es un ámbito dentro del cual un único MAC gobierna las transmisiones. Si dos terminales inician la comunicación simultáneamente en un mismo dominio de colisión, habrá colisión. En un dominio de colisión 10BaseT, ningún terminal ni ninguna combinación de terminales pueden llegar nunca a transmitir en total más de 10 Mbps.



Por lo tanto, si ampliamos una red aumentando el número de terminales, incluso si añadimos más concentradores, seguiremos teniendo un solo dominio de colisión y, por lo tanto, cada vez la capacidad disponible para cada terminal individual será menor. 🗣️

Sólo hay dos maneras de aumentar la capacidad de una red:

- **Cambiar el estándar** por otro a mayor velocidad. Por ejemplo, pasar de 10Base-T a 100Base-T o 1000Base-T. Esta solución es bastante drástica. Pensad que no sólo se tienen que cambiar los concentradores (y quizá el cableado) sino también todas las tarjetas de los terminales. Pasar de 10 Mbps a 100 Mbps es caro.

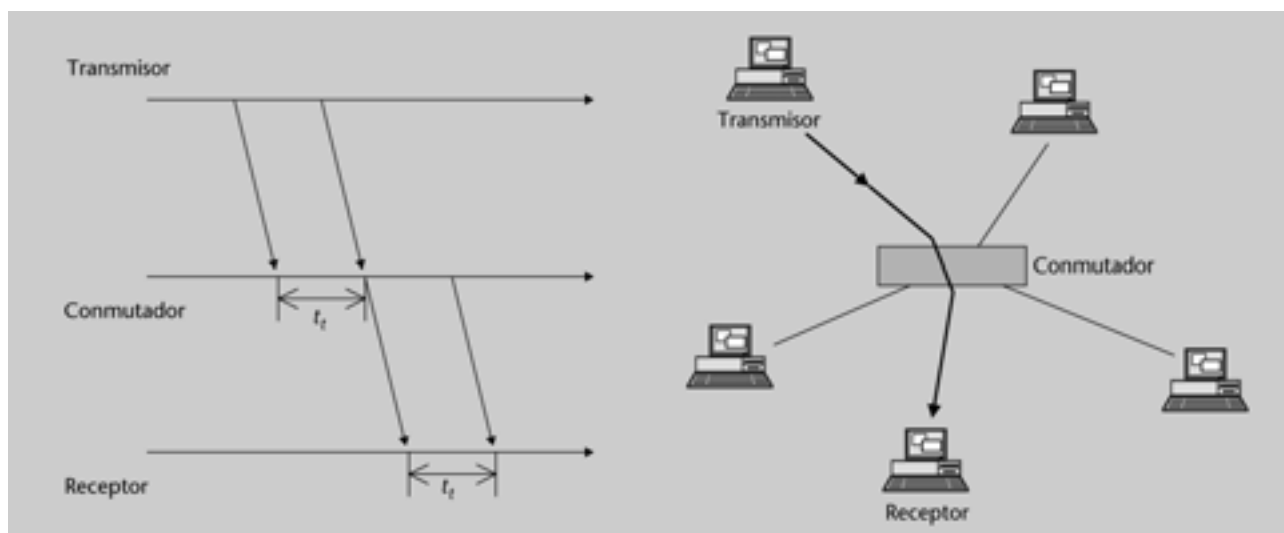
- **Segmentar el dominio de colisión** de manera que el número de terminales por dominio de colisión sea inferior. Esta solución a menudo es más sencilla. Para dividir o interconectar dominios de colisión necesitamos un conmutador. Los conmutadores pueden tener ocho, dieciséis o veinticuatro puertos y, por lo tanto, desde este punto de vista son similares a los concentradores. Sin embargo, a diferencia de éstos, los puertos de un conmutador tratan la información individualmente: cada trama que reciben se almacena dentro de la memoria del puerto (o la memoria asignada al puerto), se analizan los posibles errores y se interpreta para decidir dónde se dirige.

Al segmentar la red, dado que cada puerto recibe la trama, la almacena y se retransmite por el puerto de salida aplicando de nuevo el CSMA/CD, estamos hablando de dominios de colisión diferentes. Cada puerto de un conmutador conecta dominios de colisión distintos. 

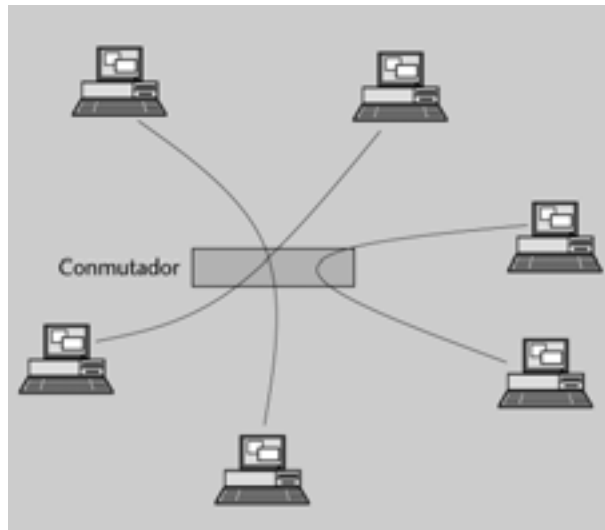
Los puentes (*bridges*) son una solución similar. Funcionalmente son idéntica los conmutadores, pero técnicamente se basan en arquitecturas totalmente distintas y se han utilizado en otras épocas. En la actualidad se utilizan conmutadores.

Un concentrador no lleva a cabo ninguna de estas operaciones, la trama como tal le es irrelevante: cuando recibe los primeros bits los copia inmediatamente (“conecta” sería una palabra más gráfica) al resto de los puertos. El concentrador no detecta errores ni interpreta ni nada; desde el punto de vista lógico, un concentrador es un sistema pasivo.

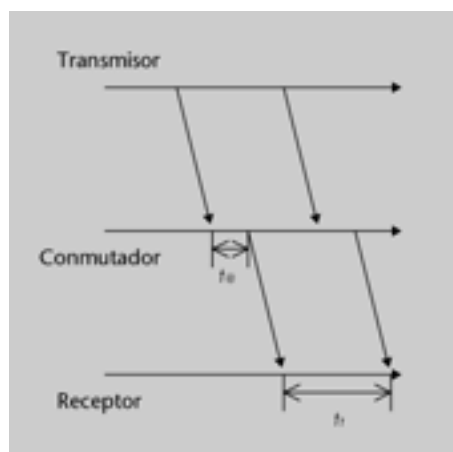
Sin embargo, hay que reconocer al menos una ventaja a los concentradores sobre los conmutadores. Para que un conmutador pueda decidir qué hace con las tramas entrantes, es necesario que almacene las tramas recibidas, aunque sólo sea momentáneamente, para poder procesar el contenido (básicamente la dirección de destino y el CRC). Este almacenamiento, como se refleja en el diagrama de tiempo siguiente, comporta un retardo de transmisión:



El retardo de transmisión es, aproximadamente, el doble que lo que comporta el uso de concentradores (si suponemos retardos de propagación negligibles). Como contrapartida, el conmutador deja los $n - 2$ terminales restantes con el puerto libre para poder transmitir: un conmutador puede mantener, teóricamente, $n/2$ transmisiones simultáneas de tramas entre todos los puertos:

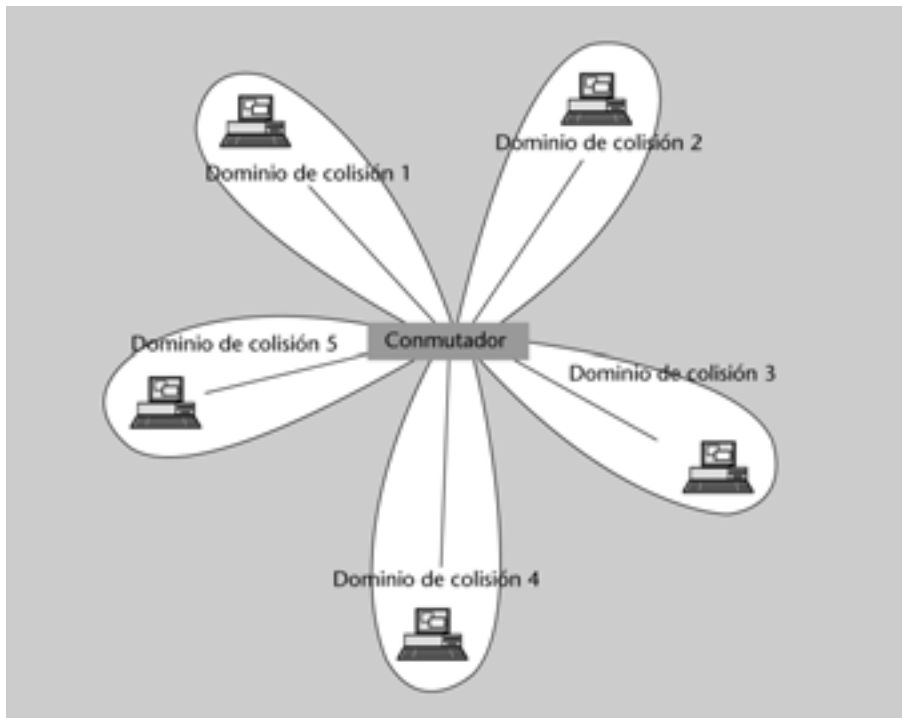


Hay conmutadores que encaminan la trama antes incluso de que haya sido recibida completamente. Son los **conmutadores rápidos** o *cut-through*, que tan pronto como reciben el campo de dirección (en el byte 14) deciden el puerto de salida y empiezan a transmitir la trama. El retardo es muy inferior, pero en caso de que la trama sea errónea la transmitirán igualmente, ya que no lo pueden saber.

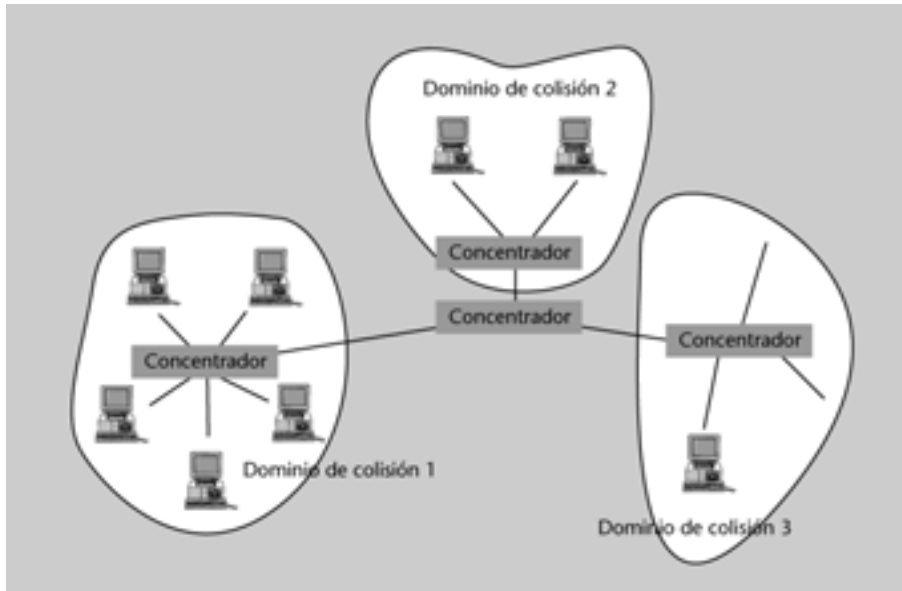


Los conmutadores rápidos presentan un problema adicional: si hay una colisión en el dominio origen se propaga al dominio destino. Para solucionar esta eventualidad, hay una variante de conmutadores (*Run-free cut-through*) que espera la ventana de colisión (64 bytes) para asegurarse de que no hay colisión en el dominio origen.

En la figura anterior, cada terminal tiene su propio dominio de colisión. De hecho, las colisiones todavía son posibles, ya que se puede dar el caso de que el puerto del conmutador y el terminal asociado decidan casualmente empezar a transmitir de manera simultánea.



Si en lugar de conectar directamente al conmutador los terminales conectamos concentradores, el sistema también mejora en cuanto a rendimiento respecto de uno conectado únicamente con concentradores:



En cualquier caso, cada dominio de colisión adicional supone un incremento de la capacidad agregada de la red si las tramas van mayoritariamente dirigidas a estaciones situadas en el mismo dominio de colisión que la estación origen. El conmutador filtra estas tramas de manera que no ocupen innecesariamente el resto de los dominios de colisión. Teóricamente, si segmentáramos el dominio original perfectamente, el conmutador no retransmitiría ninguna trama, con lo cual la capacidad de la red se habría multiplicado directamente por el número de nuevos dominios de colisión.

Los conmutadores conocen la posición de los terminales por un procedimiento de aprendizaje automático. Mientras este procedimiento no haya finalizado (por ejemplo, cuando el conmutador arranca), el conmutador reparte las tramas por todos los puertos: puesto que no conoce todavía la posición de las estaciones, actúa de manera similar a un concentrador. Cuando reciba las primeras tramas descubrirá, mediante la dirección origen, la posición de todas las estaciones.

En realidad, cuando añadamos un conmutador, la segmentación nunca será tan drástica*; por lo tanto, el conmutador no filtra todo el tráfico. Consecuentemente, cada dominio soporta su tráfico interno, más un porcentaje del tráfico de los otros dominios. En general, si el tráfico no es interno, ocupará sólo dos dominios de colisión; por lo tanto, el resto de los $n - 2$ dominios estará libre para transmitir. En el peor de los casos, todo el tráfico ocupará dos dominios y, por lo tanto, la inserción de un conmutador aumenta la capacidad de la LAN agregada entre $n/2$ y n veces, donde n es el número de puertos. Y esto suponiendo que se cambia un concentrador por un conmutador. Si hay más conmutadores, entonces una sola trama puede llegar a ocupar tres o más dominios de colisión.

Los conmutadores se pueden interconectar como si fueran concentradores para hacer redes mayores. De hecho, puesto que cada dominio de colisión tiene un MAC de forma independiente, el alcance máximo de una red con conmutadores es teóricamente ilimitado. 

* No estamos hablando de terminales conectados accidentalmente.

6.1.6. Ethernet *full-duplex*

El hecho de añadir conmutación significa una nueva posibilidad en Ethernet: la Ethernet *full-duplex*. En este caso, de Ethernet queda ya bastante poco, ya que en Ethernet *full-duplex* desaparece completamente el CSMA/CD: las tramas pueden viajar en las dos direcciones de la línea de forma simultánea, sin problemas (sin colisiones). De hecho, lo que tenemos son enlaces punto a punto que *anecdóticamente* utilizan como formato de trama la Ethernet y como codificación 10Base-T, 100Base-T, etc.

Obviamente no se pueden construir concentradores *full-duplex*, ya que en cada dominio de colisión sólo puede haber una transmisión activa en cada instante. De hecho, el concepto *dominio de colisión* es de poca o nula aplicación en puertos *full-duplex*.

Hasta ahora, la sustitución de un concentrador por un conmutador no exigía ningún cambio más. Sin embargo, con Ethernet *full-duplex* es necesario cambiar las tarjetas de las estaciones, ya que las normales aplican el CSMA/CD de manera contumaz, y abortan así cualquier transmisión simultánea en las dos direcciones. 

Ethernet *full-duplex*

La Ethernet *full-duplex* ha sido estandarizada en el IEEE802.3x.

6.1.7. Sistemas multiestándar

Los sistemas Ethernet muchas veces soportan diferentes estándares. Ya que hay diferentes codificaciones especificadas para un mismo medio de transmisión

(par trenzado categoría 5e, para ser precisos), una misma tarjeta, conmutador o concentrador pueden implementar una gran combinación de estándares. Fundamentalmente, los siguientes:

	HDX	FDX
10Base-Tx	X	X
100Base-Tx	X	X
1000Base-T	X	X

Si un sistema dispone de diferentes estándares, cada vez que uno de sus puertos se reinicia pone en marcha un **procedimiento de autonegociación**, que consiste en acordar con el oponente el estándar de más prestaciones que tengan en común.

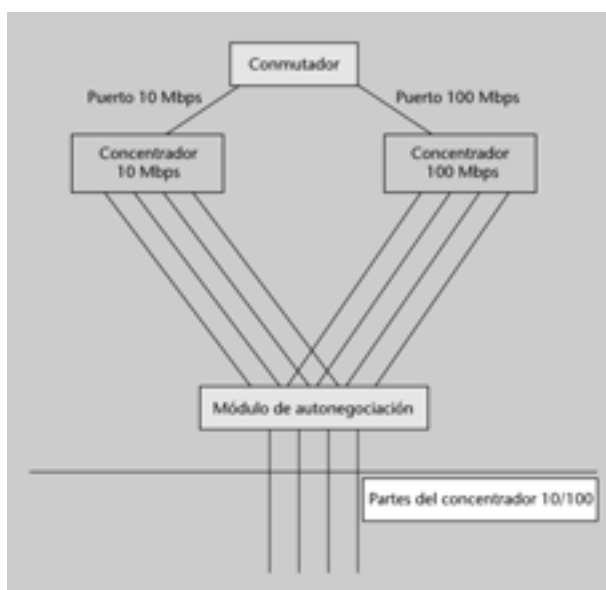
Un conmutador soporta diferentes puertos trabajando a diferentes velocidades, *half-duplex* o *full-duplex*. Por lo tanto, si tenemos un *hardware* heterogéneo, el conmutador se conectará de la mejor manera posible.

En cambio, un concentrador no puede actuar de la misma manera: no puede tener puertos *full-duplex*, y tampoco puertos de diferentes velocidades. Un concentrador es simplemente un repetidor de la señal que recibe; por lo tanto, no es posible que una señal recibida a una velocidad se retransmita a una velocidad distinta. 

Autonegociación

Este procedimiento ha sido estandarizado en la misma revisión que la Fast Ethernet: el IEEE802.3u.

Hay que tener presente que hablamos de concentradores reales. El mercado está lleno de concentradores multivelocidad, a 10/100 Mbps y a 10/100/1000 Gbps (todos *half duplex*, eso sí) y con capacidad de autonegociación. El intríngulis se resuelve cuando estudiamos su arquitectura, y es que no se trata de un concentrador, sino de dos (o tres) interconectados mediante un conmutador de dos o tres puertos. La arquitectura para un concentrador 10/100 es la siguiente:



Un concentrador 10/100 crea dos dominios de colisión (un concentrador 10/100/1000, tres) interconectados por un conmutador. Por lo tanto, la capacidad del concentrador será 10 Mbps + 100 Mbps = 110 Mbps (1,11 Gbps en un concentrador 10/100/1000).

6.2. EIA/TIA 568

Hasta ahora, hemos visto estándares para el control de acceso al medio, pero no hemos prestado atención al medio. Desde finales de los ochenta, los fabricantes empezaron a hacer presión para que se normalizasen las comunicaciones dentro de los edificios y se independizasen de los servicios, ya fueran de datos, de telefonía, etc. En 1991 se publicó el EIA/TIA 568*, referente al cableado de telecomunicaciones para edificios comerciales. Este estándar tenía los objetivos siguientes:

* La versión actual es el EIA/TIA 568B.

- Ser universal, tanto en servicios soportados como en fabricantes compatibles.
- Ser la base para el desarrollo de otros estándares de comunicaciones (voz, imagen, LAN, WAN, etc.), básicamente para comunicaciones en oficinas.
- Definir parámetros que permitiesen definir y establecer el cableado del edificio antes incluso de que la empresa se estableciese: se concibe el cableado como un servicio más del edificio (luz, agua... y datos).

El alcance del estándar cubre la especificación de la señal y la mecánica (tanto con respecto al uso de pares trenzados como de fibra óptica):

- Definición de **señal**. Prestaciones, ancho de banda, ruido e interferencias límite.
- Definición **mecánica**. Los conectores, disposición de contactos, armarios, geometría del cableado, alcance, etc.

Aunque el estándar define tanto el uso de fibras ópticas multimodo como monomodo, actualmente la alternativa más utilizada es el par trenzado. Tarde o temprano, la fibra sustituirá el cobre como soporte de las comunicaciones a causa de su mayor capacidad teórica, pero, por ahora, las sucesivas mejoras en la fabricación del cableado y, sobre todo, la mejora de los equipos terminales de circuito de datos, han hecho que la vida prevista del par trenzado se alargue.

6.2.1. Topología

La topología básica de este estándar es la estrella, que se utiliza en el **cableado de planta**. El cableado de planta distribuye desde un punto central, o **armario de planta**, a todos los puntos de la superficie o **conectores**. El estándar define el uso previsto de conectores.

Puesto que la definición del cableado es previa a la instalación de las oficinas, la localización de los conectores no puede basarse en la distribución final, ya que no se conoce.

Hay distintos mecanismos de distribución, pero el más utilizado es el de superficie, que establece la instalación de un conector doble cada 10 m² de

espacio de trabajo. Éste es el espacio que se considera que ocupa un puesto de trabajo y se le prevé el uso de un terminal informático y un teléfono.

Los diferentes armarios de planta (usualmente uno por planta, si las dimensiones lo permiten) están conectados a la **sala de equipamientos**. Esta sala concentra los bajantes de los armarios de planta y el cableado externo (telefonía, WAN, etc.). El cableado entre armarios de planta y la sala de equipamientos puede ser de hasta 90 m si es de cobre y hasta 3 km si es de fibra.

Tanto el armario de planta como la sala de equipamientos contienen *racks*. Dentro de los *racks* hay dos partes, que corresponden a dos funciones. Las **entradas de planta** (*patch panels*) identifican los conectores distribuidos por la planta. Mediante **cables o puentes** (*patch cords*) se conecta al servicio deseado: concentrador, conmutador, centralita telefónica, etc. El cableado horizontal puede medir como mucho 90 m (ya sea cobre o fibra), que sumados a la longitud de los puentes del armario y los puentes para conectar los terminales dan un total de 100 m como máximo.

Los *racks* de los armarios de planta tienen conexión con la sala de equipamientos. Por este motivo normalmente se habla de topología en **estrella jerárquica**. La principal tiene el punto central en la sala de equipamientos y cada punta, los armarios de planta, son los nudos de las estrellas subordinadas.

6.2.2. Medio físico

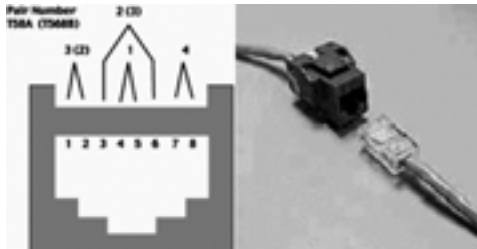
Como medio físico, hay diferentes tipos de par trenzado y de fibra óptica:

	Ancho de banda	Servicios posibles
UTP Categoría 1	Sin definir	Telefonía
UTP Categoría 3	16 MHz	LAN de baja velocidad: Ethernet 10BaseT
UTP Categoría 4	20 MHz	LAN de baja velocidad: Token Ring 16 Mbps
UTP Categoría 5e	100 MHz	LAN de alta velocidad: Fast Ethernet, Gigabit Ethernet, Fiber Channel, CDDI, etc.
UTP Categoría 6	250 MHz	Sin servicios exclusivos actualmente, pero permite los servicios anteriores y servicios de mayor ancho de banda.
F.O. multimodo de salto de índice	100 MHz	LAN de alta velocidad: Fast Ethernet, FDDI, etc.
F.O. multimodo de gradiente de índice	>1 GHz	LAN de alta velocidad: Gigabit Ethernet, Fiber Channel
F.O. monomodo	>1 GHz	Transmisión a larga distancia

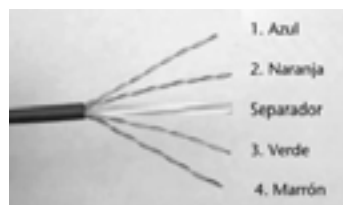
Los medios conductores están divididos en categorías que se diferencian básicamente por los sistemas de conexión (conectores, paneles), el cableado (densidad del trenzado de los pares) y los mecanismos de certificación. En la actualidad, el cableado más utilizado es el de categoría 5e.

De hecho, la categoría 5e es una variación en los parámetros de certificación de la antigua categoría 5 para garantizar el correcto funcionamiento de las LAN Gigabit Ethernet y Fiber Channel (entonces en proceso de definición). Teóricamente, un cableado categoría 5 es capaz de soportar tráfico Gigabit Ethernet (por ancho de banda, interferencias, etc.), pero se recomienda añadir los tests adicionales categoría 5e.

Cada uno de los terminales recibe cuatro pares trenzados que permiten soportar todo tipo de servicios. El servicio lo reciben por medio de un conector RJ45:



Cada conector recibe un cable con cuatro pares de hilos con colores distintos:



Cable categoría 5 al descubierto.

Es muy delicado trabajar con cableados categoría 5e y superior, ya que la geometría de la trenza está especialmente estudiada para evitar las interferencias entre los cuatro pares y el resto de los cables que pueda haber en los alrededores. Un error en el “grimpado” del conector que deshiciera sólo una bóveda de trenza podría convertir una instalación categoría 5 o 5e en categoría 3.

El trenzado debe continuarse, incluso, en los conectores:



6.2.3. Certificación

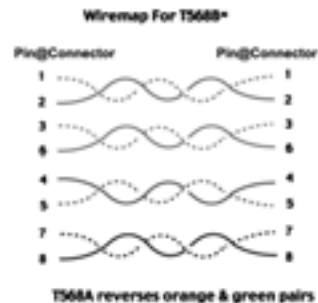
El proceso de certificación homologa una instalación (entera) como de una categoría o de otra. Habitualmente, se utilizan equipos que realizan todas las

El test

Cada uno de los valores que mencionamos tiene una cota definida, que el test verifica que se cumpla. Para pasar el test es necesario que todas las medidas sean positivas: una instalación pasa o no pasa el test, no hay términos intermedios.

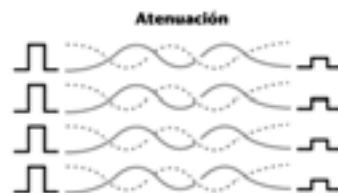
operaciones que a continuación comentaremos, de manera automática. Las mediciones básicas que hacen los equipos de tests son las siguientes:

Continuidad. Se mide que la conexión pin a pin sea correcta.



Conectores terminales y de armario. La conexión en los puentes es justo a la inversa.

Longitud. Se lanzan pulsos de señal y se cronometra la señal del eco. De esta manera se comprueba que el cableado no supera la longitud máxima permitida. Con esta medición también se pueden identificar problemas de homogeneidad de la línea según los ecos adicionales que se puedan detectar.

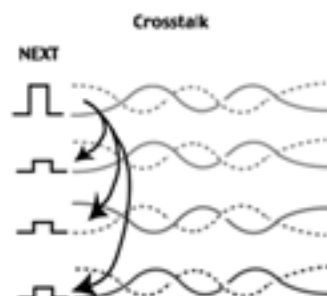


Atenuación. Se envía una señal patrón desde un emisor y se mide la atenuación con un receptor a los cuatro pares en el otro extremo del cable. La señal de medida debe tener una frecuencia que ocupe sobre todo la banda alta de frecuencias, ya que las frecuencias altas son las que más atenuación sufren.

NEXT o autointerferencia. El NEXT* se mide aplicando una señal a potencia nominal y frecuencia máxima a un par y midiendo la señal que pasa por radiación a los otros tres pares en el mismo extremo. Esta medida se repite para los cuatro pares.

* NEXT es la sigla de *Near End Cross(X)-Talk*.

Un valor más gráfico que el NEXT es el ACR (*Attenuation to Crosstalk Ratio*), que mide la diferencia entre el NEXT y la atenuación. Cuanto mayor sea el ACR, mejor:



Otros tests

Con la aparición de servicios sobre cableado estructurado, como la Gigabit Ethernet, que usan los cuatro pares en las dos direcciones simultáneamente, se han ido añadiendo otras medidas, como por ejemplo el cálculo del retardo diferencial en los cuatro pares, los ecos, etc.

6.3. IEEE802.11 o WiFi

IEEE 802.11 especifica un MAC CSMA/CA para redes inalámbricas. El estándar especifica diferentes bandas posibles, e incluso LAN por infrarrojos, pero las más utilizadas son las bandas ISM* de 2,4 GHz y 5 GHz.

* ISM es la sigla de *Industrial, Scientific and Medical*.

Banda ISM

La banda ISM define las bandas de acceso libre regulado de 0,9 GHz, 2,4 GHz y 5,7 GHz:

ISM	$f_{\min}$	$f_{\max}$
Banda 0,9 GHz	902 MHz	928 MHz
Banda 2,4 GHz	2,4000 GHz	2,4835 GHz
Banda 5 GHz	5,150 GHz	5,825 GHz

La banda de 5 GHz está dividida en dos subbandas, separadas por un vacío de entre 5,35 GHz y 5,725 GHz.

IEEE 802.11 define dos modos de funcionamiento, uno basado en un punto central (punto de acceso) y el otro sin este punto.

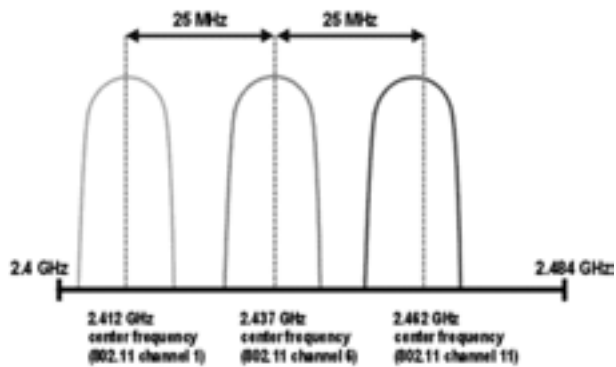
En el modo de funcionamiento basado en un punto central, aparte del control de acceso CSMA/CA, se puede reservar, bajo petición al punto de acceso, una fracción del tiempo para tráfico síncrono (para voz o imagen en tiempo real). Nosotros nos centraremos exclusivamente en el tráfico de datos, por lo tanto, controlado por CSMA/CA.

6.3.1. Nivel físico

IEEE802.11 define distintos niveles físicos de entre 1 Mbps y 54 Mbps. Sin embargo, los más utilizados en la actualidad son los siguientes:

- **IEEE802.11b** (11 Mbps). Utiliza la banda de 2,4 GHz de la ISM. Dispone de catorce canales con un ancho de banda de 22 MHz cada uno. Si el SNR empeora, automáticamente la velocidad baja a 5,5 Mbps, 2 Mbps y 1Mbps. Es el más utilizado actualmente.

Los catorce canales se reparten los 83,5 MHz disponibles. Por lo tanto, es obvio que no se pueden utilizar simultáneamente, ya que se interfieren. Como máximo se pueden utilizar tres canales dentro de un área determinada (por ejemplo el 1, el 6 y el 11).



El número de canales disponibles varía en cada país, ya que la banda regulada puede variar.

Como se puede ver en la tabla siguiente, las legislaciones española y francesa son particularmente restrictivas, aunque se espera que esto cambie, tal y como ya ha pasado en Japón:

Identificación de canal	Frecuencia (MHz)	Dominios reguladores						
		X'10'FCC	X'20'IC	X'30'ETSI	X'31'España	X'32'Francia	X'40'Japón	X'41'Japón
1	2412	X	X	X	-	-	-	X
2	2417	X	X	X	-	-	-	X
3	2422	X	X	X	-	-	-	X
4	2427	X	X	X	-	-	-	X
5	2432	X	X	X	-	-	-	X
6	2437	X	X	X	-	-	-	X
7	2442	X	X	X	-	-	-	X
8	2447	X	X	X	-	-	-	X
9	2452	X	X	X	-	-	-	X
10	2457	X	X	X	X	X	-	X
11	2462	X	X	X	X	X	-	X
12	2467	-	-	X	-	X	-	X
13	2472	-	-	X	-	X	-	X
14	2484	-	-	-	-	-	X	-

Fuente: IEEE802.11b.

Los países marcados como ETSI son los europeos, excepto Francia y España. FCC es EE.UU., e IC, Canadá.

- **IEEE802.11a** (54 Mbps). Utiliza la banda de 5 GHz de la ISM. Tiene un alcance un poco inferior al de IEEE802.11 b y, posiblemente, será superada por IEEE802.11g. Si el SNR empeora, la velocidad de transmisión se ajusta a 24 Mbps, 12 Mbps y 6 Mbps (aunque se pueden implementar opcionalmente algunas otras velocidades intermedias).

- **IEEE802.11g** (54 Mbps). Es equivalente a IEEE 802.11a, pero utiliza la banda de 2,4 GHz de la ISM, que es menos vulnerable a los obstáculos (mayor alcance) y es interoperable con tarjetas IEEE802.11b.

6.3.2. Control de acceso al medio

En este estándar no se puede utilizar el CSMA/CD como control de acceso al medio porque requiere que la electrónica de transmisión sea capaz de transmitir y recibir al mismo tiempo; y, en radiotransmisión, para conseguirlo habría que utilizar bandas de frecuencia distintas para transmitir y para recibir, lo que obligaría a dividir el ancho de banda en subbandas más pequeñas, con lo que se perderían prestaciones*.

* En este caso, hablaríamos de FDMA.

CSMA/CD no es aplicable para controlar el acceso al medio en este estándar porque la detección de colisiones (CD) exige tener un transmisor-receptor *full duplex*.

No hay que confundir el hecho de que la electrónica de transmisión del CSMA/CD sea *full duplex*, con el hecho de que el MAC CSMA/CD sea *full duplex*. El CSMA/CD y todo el resto de los protocolos MAC son *half duplex* por definición: lo que un terminal transmite lo reciben los $n - 1$ restantes. Si transmitiesen dos, los $n - 2$ recibirían la suma de las dos señales y no entenderían nada.

Los ingenieros tuvieron que elegir un control de acceso al medio alternativo al CSMA/CD.

MAC dinámico estaba fuera de discusión, ya que una de las premisas del diseño era el soporte de sistemas móviles en movimiento (*roaming*): ir moviéndose por el espacio saltando de una LAN a otra implicaría una reconstrucción del anillo (lógico forzosamente) que fue descartada desde un principio.

Entre los sistemas aleatorios, el CSMA es el mejor de los que no requieren transmisores-receptores *full-duplex*. El problema es que se degrada rápidamente cuando se trabaja en redes donde la cobertura de señal no es completa.

Tal como se ha visto en el apartado anterior, la mejor opción es un CSMA/CA. 

Podéis ver CSMA/CA en el apartado 5.4 de este módulo didáctico. 

6.3.3. Topología

Ya hemos visto que la única topología posible para redes inalámbricas es el bus. Cada dominio de colisión se llama BSS o *Basic Service Set*. Dentro de un mismo volumen sólo puede haber un BSS para cada canal.

Sin embargo, WiFi aporta dos modos de funcionamiento alternativos, cada uno con sus ventajas.

- **Modo *ad-hoc*.** Es el más puro de los dos, ya que el bus (el aire) es compartido sin intermediarios. Las estaciones seleccionan la banda de frecuencias que quieren utilizar y poca cosa más. Cada banda de frecuencias, el canal, es un dominio de colisión independiente.
- **Modo con infraestructura.** El BSS está comandado por un punto de acceso (*Access Point* o AP). Todas las transmisiones son entre el AP y los terminales, nunca entre terminales. Es aproximadamente equivalente* a una topología en estrella, donde el AP es el repetidor o concentrador: todas las transmisiones de estación a estación deben pasar forzosamente a través del AP.

El modo *ad-hoc* tiene la ventaja de que no necesita *hardware* adicional a las tarjetas de las estaciones: dos terminales con las correspondientes tarjetas ya se pueden poner a trabajar.

El modo con infraestructura tiene la ventaja de que los terminales pueden conectarse aunque no tengan conexión (“visión”) directa. Esto, que a primera vista parece trivial, no lo es tanto ya que los terminales normalmente están sobre mesas y se mueven; en cambio, los AP se suelen poner levantados del suelo en posiciones fijas y estudiadas. Es mucho más fácil garantizar conexión de todos contra el AP, que de todos contra todos.

En definitiva, el modo *ad-hoc* es más útil para redes casuales (por ejemplo, una reunión) que para trabajo diario. 

Recordad

Los estándares IEEE802.11b e IEEE802.11g definen catorce canales.

* Alguien podría decir –y con razón– que es una falsa estrella, ya que las estaciones se conectan al concentrador mediante la misma línea. En un concentrador Ethernet, el dominio de colisión es único, pero las líneas son individuales por terminal.

Resumen

En este módulo didáctico hemos presentado el concepto de red de área local, los ámbitos en los que se instalan este tipo de redes y las características que definen su funcionamiento, como los medios de transmisión, las topologías y los protocolos de acceso al medio que utilizan.

Desde el punto de vista del **medio de transmisión**, distinguimos entre LAN **cableadas**, cuando el medio es guiado (cable o fibra óptica) y LAN **inalámbricas**, cuando el medio es el aire.

Las **topologías** juegan un papel importante en el diseño e instalación de las LAN: la **estrella**, el **bus** y el **anillo** son las más habituales. Últimamente han aparecido buses y anillos en estrella; es decir, redes que presentan una **topología física** en estrella y se comportan (**topología lógica**) como si fuesen buses o anillos.

Dado que las LAN son un medio compartido, se deben establecer **protocolos de acceso al medio** para decidir qué estación puede transmitir tramas de información en cada momento. Estos protocolos son mecanismos flexibles, justos y fáciles de implementar. De los muchos que se han propuesto, los más utilizados son CSMA/CD –para redes Ethernet–, el paso de testimonio –para anillos– y el CSMA/CA –para redes inalámbricas.

Finalmente, se han descrito los **estándares** aprobados que describen las tecnologías explicadas.

Actividades

1. Buscad información en Internet sobre los cableados estructurados UTP-3 y UTP-5, el tipo de conectores que utilizan y en qué tipo de red se utilizan más.
2. Enumerad las ventajas de usar una topología física en estrella en vez de un anillo o un bus.
3. Buscad información en Internet sobre la red Ethernet.

Ejercicios de autoevaluación

1. Se dispone de una red de área local con control de acceso al medio por paso de testigo con las características siguientes: 100 bits y 16 bits de longitud de trama y de longitud de testigo, respectivamente, 1 Mbps de v_t , 1 km de longitud del anillo ($v_p = 2 \cdot 10^8$ m/s), 100 estaciones y repetidores con un bit de retardo.

a) Calculad los parámetros del anillo: tiempo de propagación, latencia, tiempo de trama y tiempo de testigo.

b) Si la transmisión es no exhaustiva, ¿cuál es la eficiencia máxima cuando el funcionamiento del anillo es un mecanismo *single packet*, un mecanismo *single token* y un mecanismo *multiple token*?

2. Repetid el ejercicio 1, pero ahora con una v_t de 10 Mbps.

3. Repetid el ejercicio 1, pero ahora con una v_t de 100 Mbps.

4. ¿Qué conclusiones podéis sacar de los ejercicios 1, 2 y 3 teniendo en cuenta la eficiencia máxima en las diferentes condiciones estudiadas? Includ una tabla con los resultados para poderlos comparar mejor.

5. Repetid los ejercicios 1, 2 y 3 utilizando una longitud de trama de $L = 2.500$ bits.

6. ¿Qué conclusiones podéis sacar del ejercicio 5 teniendo en cuenta la eficiencia máxima en las diferentes condiciones estudiadas?

7. Calculad la velocidad efectiva máxima con los datos del ejercicio 1:
 $L = 100$ bits y $v_t = 1$ Mbps.

8. Calculad la velocidad efectiva mínima con los datos del ejercicio 1:
 $L = 100$ bits y $v_t = 1$ Mbps.

9. Calculad las velocidades efectivas máxima y mínima con los datos del ejercicio 2 ($L = 100$ bits y $v_t = 10$ Mbps) y del 3 ($L = 100$ bit y $v_t = 100$ Mbps). Includ los datos en una tabla para poder compararlos con los de los ejercicios 7 y 8.

10. Calculad las velocidades efectivas máxima y mínima con los datos del ejercicio 5 ($L = 2.500$ bits y $v_t = 1$ Mbs, $v_t = 10$ Mbps y $v_t = 100$ Mbps). Includ los datos en una tabla para poder compararlos con los de la actividad 9.

11. Sacad algunas conclusiones de los ejercicios 1 al 9.

12. Se dispone de un anillo con acceso al medio por paso de testigo con velocidad de transmisión v_p , M estaciones, propagación t_p , retardo de un bit por repetidor, tiempo de transmisión de trama y testigo t_t y t_k , respectivamente. La trama consta de C bits de cabecera, D bits de datos y R bits de CRC. Si hay N estaciones ($N < M$) que tienen repetidores en estado de cortocircuito, dad una expresión para la velocidad efectiva mínima si el anillo funciona en sistema *single packet*.

13. Disponemos de un anillo con acceso al medio por paso de testigo con los parámetros siguientes: $t_p = 50$ μ s, 250 estaciones, un bit de retardo en cada repetidor y 16 Mbps de velocidad de transmisión. La longitud de la trama es de 500 bits y el testigo es de 24 bits. Si el mecanismo es *multiple token*, ¿cuál es el número máximo de tramas que puede haber en el anillo?

14. Se dispone de una red de área local con acceso al medio por paso de testigo con las características siguientes: 1.000 bits (con cabecera $C = 64$ bits y CRC de $R = 16$ bits) de longitud de trama y 16 bits de testigo, 16 Mbps de velocidad de transmisión, 5 km de longitud del anillo (suponed una velocidad de propagación de $v_p = 2 \cdot 10^8$ m/s), 50 estaciones y repetidores con 8 bits de retardo. Se superpone a este protocolo un protocolo *Stop & Wait* con una longitud de reconocimiento de 96 bits (con cabecera $C = 64$ bits y CRC de $R = 16$ bits). Dad una expresión para la velocidad efectiva máxima de una estación teniendo en cuenta el protocolo *Stop & Wait* si el mecanismo es *single packet*.

Nota

Para calcular las eficiencias máximas utilizad siempre un diagrama de tiempo que os ayude a resolver el problema.

En lugar de utilizar un protocolo *Stop & Wait* podemos aprovechar el estado de escucha del repetidor para modificar un campo de bits al final de la trama (campo de validación). Si este campo es de $V = 8$ bits y la longitud total de la trama se mantiene a 1.000 bits, ¿cómo mejora la velocidad efectiva máxima?

15. N estaciones comparten un canal a 56 kbps. El método de acceso es Aloha puro. Cada estación genera como media una trama de un kbit por minuto. ¿Cuántas estaciones proporcionan un *throughput* máximo?

16. En un sistema Aloha simple todas las estaciones generan una media de 25 tramas, contando las originales y las retransmitidas. La duración de una trama es de 45 ms.

a) ¿Cuánto vale el *throughput* del sistema?

b) ¿Qué probabilidad tiene de transmitir una trama sin colisiones?

c) ¿Cuánto dura una colisión?

17. Disponemos de una red de área local con acceso al medio CSMA/CD, topología lógica en bus y topología física en estrella (una red Ethernet). Las estaciones están conectadas a un centro por difusión (repetidor). La red trabaja a 100 Mbps. La red introduce los retardos siguientes: el repetidor introduce un retardo equivalente a $\text{repetidor} = 70T_b$ (tiempo de bit, $T_b = 1/v_t$), las tarjetas de red de las estaciones introducen un retardo equivalente a $\text{tarjeta} = 25T_b$, y los cables que la conectan introducen un retardo de $0,5T_b/\text{metro}$ (es fibra óptica). Si la ventana de colisiones (tiempo de vulnerabilidad) es equivalente a $512T_b$:

a) ¿Cuál es la longitud mínima de trama permitida?

b) ¿Cuál es la longitud máxima a la que se puede conectar cada estación?

18. Disponemos de una red de área local con acceso al medio CSMA/CD y topología en bus ($t_p = 5 \mu\text{s}$). La longitud de las tramas es de 2.000 bits, de los cuales 100 son de cabecera y 1.900 son de datos. El CSMA/CD es 1-persistente, con la particularidad de que una estación considera que el medio está libre si ha transcurrido una ranura de tiempo (donde la ranura de tiempo se define como el tiempo de vulnerabilidad). Si la velocidad de transmisión es de 10 Mbits, ¿cuál es la velocidad efectiva máxima de una estación?

Solucionario

Ejercicios de autoevaluación

1.

a) Para calcular los parámetros del anillo se utilizan las definiciones de cada uno de ellos:

- Tiempo de trama: $t_t = \frac{L}{v_t} = \frac{100}{1 \cdot 10^6} = 100 \mu s$
- Tiempo de testigo: $t_k = \frac{k}{v_t} = \frac{16}{1 \cdot 10^6} = 16 \mu s$
- Tiempo de propagación: $t_p = \frac{D}{v_t} = \frac{1.000}{2 \cdot 10^8} = 5 \mu s$
- Tiempo de propagación entre estaciones: $t_{pk} = \frac{t_p}{M} = \frac{5}{100} = 0,05 \mu s$
- Latencia: $\tau' = t_p + \frac{M}{v_t} = 5 + \frac{100}{1 \cdot 10^6} = 105 \mu s$

Encontraréis las definiciones de los parámetros de la actividad 1 en el subapartado 5.2.2 de este módulo didáctico.



b) Para calcular la eficiencia máxima consideraremos cada caso por separado:

- El anillo con mecanismo *single packet* libera el testigo cuando el último bit de la trama llega a la estación transmisora: se tiene un tiempo $(\tau' + t_t)$ hasta que el último bit de la trama llega a la estación transmisora, y un tiempo $(t_{pk} + t_k)$ que es el que el testigo tarda en llegar de la estación transmisora a la estación siguiente.

$$U_{\max} = \frac{t_t}{T_{oi}} = \frac{t_t}{\tau' + t_t + t_{pk} + t_k} = \frac{100}{105 + 100 + 0,05 + 16} = \frac{100}{221,05} = 45,23\%$$

- El anillo con mecanismo *single token* libera el testigo cuando el primer bit de la trama llega a la estación transmisora. Primero nos tenemos que asegurar de que puede liberar inmediatamente el testigo; es decir, $t_t < \tau' \rightarrow t_t = 100 \mu s < 105 \mu s = \tau'$.
- Por lo tanto, sí que funciona como un mecanismo *single token*. Entonces tenemos τ' , hasta que el primer bit de la trama llega a la estación transmisora y $(t_{pk} + t_k)$ que el testigo tarda en llegar de la estación transmisora a la estación siguiente. De este modo, nos queda el resultado siguiente:

$$U_{\max} = \frac{t_t}{T_{oi}} = \frac{t_t}{\tau' + t_{pk} + t_k} = \frac{100}{105 + 0,05 + 16} = \frac{100}{121,05} = 82,61\%$$

- El anillo con mecanismo *multiple token* libera el testigo inmediatamente después de transmitir la trama: (t_{pk}) , en el que el primer bit de la trama llega desde la estación transmisora a la estación siguiente y $(t_t + t_k)$, en la que llegan el resto de la trama y el testigo. Por lo tanto:

$$U_{\max} = \frac{t_t}{T_{oi}} = \frac{t_t}{t_{pk} + t_t + t_k} = \frac{100}{0,05 + 100 + 16} = \frac{100}{116,05} = 86,16\%$$

2.

a) Para calcular los parámetros del anillo se utilizan las definiciones de cada parámetro:

- Tiempo de trama: $t_t = \frac{L}{v_t} = \frac{100}{1 \cdot 10^6} = 10 \mu s$
- Tiempo de testigo: $t_k = \frac{k}{v_t} = \frac{16}{1 \cdot 10^6} = 1,6 \mu s$

- Tiempo de propagación: $t_p = \frac{D}{v_t} = \frac{1.000}{2 \cdot 10^8} = 5 \mu s$
- Tiempo de propagación entre estaciones: $t_{pk} = \frac{t_p}{M} = \frac{5}{100} = 0,05 \mu s$
- Latencia: $\tau' = t_p + \frac{M}{v_t} = 5 + \frac{100}{1 \cdot 10^6} = 15 \mu s$

b) Calculamos la eficiencia máxima en cada caso:

- Anillo con mecanismo *single packet*:

$$U_{\max} = \frac{t_t}{T_{oi}} + \frac{t_t}{\tau' + t_t + t_{pk} + t_k} = \frac{10}{15 + 100 + 0,05 + 1,6} = \frac{10}{26,65} = 37,52\%$$

- Anillo con mecanismo *single token*: nos aseguramos de que puede liberar inmediatamente el testigo; es decir, $t_t < \tau' \rightarrow t_t = 10 \mu s < 15 \mu s = \tau'$. Si el anillo funciona con este mecanismo:

$$U_{\max} = \frac{t_t}{T_{oi}} + \frac{t_t}{\tau' + t_{pk} + t_t} = \frac{10}{15 + 0,05 + 1,6} = \frac{10}{16,65} = 60,06\%$$

- Anillo con mecanismo *multiple token*:

$$U_{\max} = \frac{t_t}{T_{oi}} + \frac{t_t}{t_{pk} + t_t + t_k} = \frac{10}{0,05 + 10 + 1,6} = \frac{10}{11,65} = 85,83\%$$

3.

a) Calculamos los parámetros del anillo:

- Tiempo de trama: $t_t = \frac{L}{v_t} = \frac{100}{100 \cdot 10^6} = 1 \mu s$
- Tiempo de testigo: $t_k = \frac{k}{v_t} = \frac{16}{100 \cdot 10^6} = 0,16 \mu s$
- Tiempo de propagación: $t_p = \frac{D}{v_t} = \frac{1.000}{2 \cdot 10^8} = 5 \mu s$
- Tiempo de propagación entre estaciones: $t_{pk} = \frac{t_p}{M} = \frac{5}{100} = 5 \mu s$
- Latencia: $\tau' = t_p + \frac{M}{v_t} = 5 + \frac{100}{100 \cdot 10^6} = 6 \mu s$

b) A continuación, calculamos la eficiencia máxima para un mecanismo *single packet*, un mecanismo *single token* y un mecanismo *multiple token*:

- Anillo con mecanismo *single packet*:

$$U_{\max} = \frac{t_t}{T_{oi}} + \frac{t_t}{\tau' + t_t + t_{pk} + t_k} = \frac{1}{15 + 100 + 0,05 + 1,6} = \frac{1}{7,21} = 13,86\%$$

- Anillo con mecanismo *single token*: nos aseguramos de que puede liberar inmediatamente el testigo; es decir, $t_t < \tau' \rightarrow t_t = 1 \mu s < 6 \mu s = \tau'$. Si el anillo funciona con este mecanismo:

$$U_{\max} = \frac{t_t}{T_{oi}} + \frac{t_t}{\tau' + t_{pk} + t_t} = \frac{1}{6 + 0,05 + 0,16} = \frac{1}{6,21} = 16,1\%$$

- Anillo con mecanismo *multiple token*:

$$U_{\max} = \frac{t_t}{T_{oi}} + \frac{t_t}{t_{pk} + t_t + t_k} = \frac{1}{0,05 + 1 + 0,16} = \frac{1}{1,21} = 82,64\%$$

4. La tabla siguiente contiene un resumen de los resultados obtenidos en los ejercicios 1, 2 y 3:

Funcionamiento del anillo	Eficiencia máxima, $U_{\max}$		
	$v_t = 1 \text{ Mbps}$	$v_t = 10 \text{ Mbps}$	$v_t = 100 \text{ Mbps}$
<i>Single packet</i>	45,23%	37,52%	13,86%
<i>Single token</i>	82,61%	60,06%	16,10%
<i>Multiple token</i>	86,16%	85,36%	82,64%

Como se puede observar, tanto el mecanismo *single packet* como el mecanismo *single token* ofrecen rendimientos muy bajos en anillos de alta velocidad. En anillos de baja velocidad, el mecanismo *single token* se comporta mejor que el mecanismo *single packet* (es evidente que ya no se debe esperar t_t segundos para liberar la trama).

5. Se presenta una tabla con los resultados, ya que la resolución del problema es la misma que en los problemas anteriores.

Funcionamiento del anillo	Eficiencia máxima, $U_{\max}$		
	$v_t = 1 \text{ Mbps}$	$v_t = 10 \text{ Mbps}$	$v_t = 100 \text{ Mbps}$
<i>Single packet</i>	95,38%	93,75%	80,10%
<i>Single token</i>	$t_t > \tau'$ 99,36%	$t_t > \tau'$ 99,34%	$t_t > \tau'$ 99,16%
<i>Multiple token</i>	99,36%	99,34%	99,16%

La estación transmisora no puede liberar el testigo cuando llegue el primer bit de la trama, ya que todavía no está transmitiendo la trama. Por lo tanto, debe esperar a que acabe de transmitir. El tiempo de ocupación será pues: $T_{oi} = t_t + t_{pk} + t_k$. De hecho, se comporta igual que un mecanismo *multiple token*.

$$\text{Si } P > \tau' \rightarrow U_{\max} = \frac{P}{T_{oi}} = \frac{P}{t_{pk} + t_t + t_k}$$

6. Parece que cuando la longitud de trama es grande, la eficiencia máxima es alta, independientemente del sistema de funcionamiento del anillo. El mecanismo *multiple token* ofrece rendimientos próximos al 100%. Sin embargo, sería interesante conocer cuáles son las velocidades efectivas en cada caso.

7. Para calcular la velocidad efectiva máxima, hay que calcular el tiempo que transcurre desde que la estación transmite una trama hasta que puede transmitir otra trama (considerando una transmisión no exhaustiva y que ninguna otra estación quiere transmitir tramas). A continuación damos los resultados para cada mecanismo:

- Mecanismo *single packet*: $(\tau' + t_t)$ hasta que el último bit de la trama llega a la estación transmisora y $(\tau' + t_k)$ que el testigo tarda en llegar nuevamente a la estación transmisora dando toda la vuelta al anillo. Hay que recordar que en este problema la eficiencia de transmisión (E_t) vale 1. Entonces:

$$v_{ef}|_{\max} = \frac{t_t}{T_{oi}|_{\min}} = E_t v_t = \frac{t_t}{2\tau' + t_t + t_k} v_t = 306,74 \text{ kbps}$$

- Mecanismo *single token*: τ' hasta que el primer bit de la trama llega a la estación transmisora y $(\tau' + t_k)$ que el testigo tarda en llegar dando toda la vuelta al anillo. Recordemos que $t_t < \tau'$. Por lo tanto:

$$v_{ef}|_{\max} = \frac{t_t}{T_{oi}|_{\min}} = E_t v_t = \frac{t_t}{2\tau' + t_k} v_t = 442,47 \text{ kbps}$$

- Mecanismo *multiple token*: τ' hasta que el primer bit de la trama llega a la estación transmisora y $(t_t + t_k)$ que el resto de la trama y el testigo tardan en dar toda la vuelta al anillo. Así:

$$v_{ef}|_{\max} = \frac{t_t}{T_{oi}|_{\min}} = E_t v_t = \frac{t_t}{\tau' + t_t + t_k} v_t = 452,48 \text{ kbps}$$

8. Para calcular la velocidad efectiva mínima hay que calcular el tiempo que transcurre desde que la estación transmite una trama hasta que puede transmitir otra trama (considerando una transmisión no exhaustiva y que todas las otras estaciones quieren transmitir tramas). Consideremos cada mecanismo por separado:

- Mecanismo *single packet*: $(\tau' + t_p)$ hasta que el último bit de la trama llega a la estación transmisora y $(t_{pk} + t_k)$ que el testigo tarda en llegar a la estación siguiente. Ésta inicia a su vez la transmisión y también tarda $(\tau' + t_p) + (t_t + t_k)$ segundos en liberar el testigo. Este proceso se repite tantas veces como estaciones haya en la red (M veces). Así pues, se tiene:

$$v_{ef}|_{\min} = \frac{t_t}{T_{oi}|_{\max}} = E_t v_t = \frac{t_t}{M(\tau' + t_p + t_{pk} + t_k)} v_t = 4,52 \text{ kbps}$$

- Mecanismo *single token*: τ' hasta que el primer bit de la trama llega a la estación siguiente y $(t_{pk} + t_k)$ que el resto de la trama y el testigo tardan en llegar. Hay que recordar que $t_t < \tau'$. Este proceso se repite M veces.

$$v_{ef}|_{\min} = \frac{t_t}{T_{oi}|_{\max}} = E_t v_t = \frac{t_t}{M(\tau' + t_{pk} + t_k)} v_t = 8,26 \text{ kbps}$$

- Mecanismo *multiple token*: t_{pk} hasta que el primer bit de la trama llega a la estación siguiente y $(t_t + t_k)$ que tardan en llegar el resto de la trama y el testigo. Este proceso tiene lugar M veces.

$$v_{ef}|_{\min} = \frac{t_t}{T_{oi}|_{\max}} = E_t v_t = \frac{t_t}{M(t_{pk} + t_t + t_k)} v_t = 8,61 \text{ kbps}$$

9. En la tabla siguiente incluimos las velocidades efectivas máxima y mínima para longitudes de trama de 100 bits y velocidades de transmisión de 1, 10 y 100 Mbps.

Funcionamiento del anillo	Velocidades efectivas			
	v_{ef}	$v_t = 1 \text{ Mbps}$	$v_t = 10 \text{ Mbps}$	$v_t = 100 \text{ Mbps}$
<i>Single packet</i>	$v_{ef} _{\max}$	306,74 kbps	2,4 Mbps	7,35 Mbps
	$v_{ef} _{\min}$	4,52 kbps	37,52 kbps	130,71 kbps
<i>Single token</i>	$v_{ef} _{\max}$	442,47 kbps	3,16 Mbps	7,93 Mbps
	$v_{ef} _{\min}$	8,26 kbps	60,06 kbps	150,37 kbps
<i>Multiple token</i>	$v_{ef} _{\max}$	452,48 kbps	3,759 Mbps	13,15 Mbps
	$v_{ef} _{\min}$	8,61 kbps	85,83 kbps	606,06 kbps

10. En esta tabla incluimos las velocidades efectivas máxima y mínima para longitudes de trama de 2.500 bits y velocidades de transmisión de 1, 10 y 100 Mbps. Es necesario tener en cuenta que el mecanismo *single token* se comporta como un mecanismo *multiple token*, ya que $t_t > \tau'$.

Funcionamiento del anillo	Velocidades efectivas			
	v_{ef}	$v_t = 1 \text{ Mbps}$	$v_t = 10 \text{ Mbps}$	$v_t = 100 \text{ Mbps}$
<i>Single packet</i>	$v_{ef} _{\max}$	917,09 kbps	8,87 Mbps	67,27 Mbps
	$v_{ef} _{\min}$	9,538 kbps	93,75 kbps	801,02 kbps

Funcionamiento del anillo	Velocidades efectivas			
	v_{ef}	$v_t = 1 \text{ Mbps}$	$v_t = 10 \text{ Mbps}$	$v_t = 100 \text{ Mbps}$
Single token	$v_{ef} _{\max}$	953,8 kbps	9,37 Mbps	80,23 Mbps
	$v_{ef} _{\min}$	9,93 kbps	99,34 kbps	991,66 kbps
Multiple token	$v_{ef} _{\max}$	953,8 kbps	9,37 Mbps	80,23 Mbps
	$v_{ef} _{\min}$	9,93 kbps	99,34 kbps	991,66 kbps

11. De los ejercicios anteriores se pueden sacar las conclusiones siguientes:

a) El mecanismo *multiple token* acostumbra a obtener buenos rendimientos, mejores cuanto mayores son la velocidad de transmisión y la longitud de la trama. Sin embargo, obtiene claramente mejores velocidades efectivas máximas si las longitudes de trama son grandes.

b) El mecanismo *single token* obtiene buenos rendimientos con longitudes de trama grandes, ya que se comporta como un mecanismo *multiple token*. Si la longitud de trama es pequeña, obtiene buenos rendimientos, y si la velocidad de transmisión es baja, las velocidades efectivas son aceptables.

c) El mecanismo *single packet* obtiene buenos rendimientos y una buena velocidad efectiva si la longitud de trama es grande y la velocidad de transmisión es moderada o pequeña. Si la longitud de trama es pequeña, sólo obtiene buenos rendimientos para velocidades de transmisión pequeñas, pero la velocidad efectiva máxima no es muy buena (un tercio de la velocidad de transmisión).

Las velocidades efectivas mínimas son pequeñas, pero es lógico si pensamos que hay un gran número de estaciones (100 estaciones).

12. Si hay N estaciones en estado de cortocircuito, significa que no introducirán retardos en sus repetidores. La latencia valdrá:

$$\tau' = t_p + \frac{M-N}{v_t}$$

¿Qué pasa ahora con t_{pk} ? Habíamos asumido que las estaciones estaban equiespaciadas con el fin de resolver eficiencia y velocidades efectivas. Ahora asumimos lo mismo pero estarán equiespaciadas una distancia correspondiente a $t_p / (M - N)$. Evidentemente es una aproximación, pero si no la efectuáramos necesitaríamos un vector con las distancias entre todas las estaciones, lo cual complicaría demasiado el problema.

La eficiencia de transmisión vale:

$$E_t = \frac{D}{C + D + R}$$

Finalmente, la velocidad efectiva mínima valdrá:

$$v_{ef}|_{\min} = \frac{t_t}{(M-N)(\tau' + t_t + t_{pk} + t_k)} E_t v_t = \frac{\frac{C + D + R}{v_t}}{(M-N)\left(\tau' + \frac{C + D + R}{v_t} + t_{pk} + \frac{K}{v_t}\right)} \frac{C + D + R}{v_t} =$$

$$\frac{t_t}{(M-N)(v_t(\tau' + t_{pk}) + C + D + R + K)}$$

13. Supongamos que caben n tramas. Se debe tener en cuenta el tiempo que transcurre mientras dos estaciones pueden transmitir una trama. Este tiempo es el tiempo de ocupación del anillo (T_{oi}). Debe cumplirse que $\tau' \leq n T_{oi}$, donde $T_{oi} = t_t + t_{pk} + t_k$. Ya que $\tau' = 65,625 \mu s$, $t_t = 31,25 \mu s$ y $t_{pk} = 1,5 \mu s$, tenemos que:

$$n < \frac{\tau'}{T_{oi}} = \frac{\tau'}{t_t + t_{pk} + t_k} = \frac{65,625}{33,0125} = 1,98 \text{ tramas}$$

14. Primero calculamos los parámetros del anillo: $t_t = 62,5 \mu s$, $t_k = 1 \mu s$, $t_{ACK} = 6 \mu s$, $t_p = 20 \mu s$, $t_{pk} = 0,4 \mu s$ y $\tau' = 45 \mu s$ (cuidado con la latencia, ya que ahora los repetidores introducen el equivalente a 8 bits de retardo).

Por otra parte, la eficiencia de transmisión vale $E_t = D / (C + D + R) = 0,92$.

Para calcular la velocidad efectiva debemos tener en cuenta el protocolo *Stop & Wait*. Supongamos que la estación A transmite (tiene el testigo) y lo hace a una estación C (que devuelve el reconocimiento ACK). Para que la estación A pueda volver a transmitir una trama tiene que esperar a que le devuelva el reconocimiento ACK. Si le llegase el testigo, pero todavía no tuviera el reconocimiento ACK, lo tomaría para liberarlo inmediatamente, ya que el protocolo *Stop & Wait* lo tendría bloqueado hasta que recibiese su ACK (es un protocolo LLC de capa superior al MAC). Por lo tanto, el tiempo de ocupación mínimo sería el siguiente.

- $(\tau' + t_t)$ segundos: la estación A transmite la trama y puede liberar el testigo.
- $(\tau'_{AC} + t_k)$ segundos: el testigo viaja hacia la estación C. No lo toma ninguna otra estación porque estamos calculando la velocidad efectiva máxima.
- $(\tau' + t_{ACK})$ segundos: el tiempo en el que la estación C transmite el reconocimiento ACK y éste le vuelve para que libere el testigo.
- $(\tau'_{CA} + t_k)$ segundos: el testigo viaja de la estación A a la estación C.

Por lo tanto $T_{oi}|_{\min} = (\tau' + t_t) + (\tau'_{AC} + t_k) + (\tau' + t_{ACK}) + (\tau'_{CA} + t_k) = 2\tau' + t_t + 2t_k + t_{ACK} + \tau'_{CA} + \tau'_{AC}$. Sin embargo, tenemos que $\tau' = \tau'_{CA} + \tau'_{AC}$. Por lo tanto, $T_{oi}|_{\min} = 3\tau' + t_t + 2t_k + t_{ACK}$.

$$v_{ef}|_{\max} = \frac{t_t}{T_{oi}|_{\min}} = E_t v_t = \frac{t_t}{3\tau' + t_t + 2t_k + t_{ACK}} E_t v_t = 4,47 \text{ Mbps}$$

Si utilizamos el campo de validación es como si tuviéramos una trama de longitud $C + D + V + R$ bits y $E_t = D / (C + D + V + R) = 0,912$.

$$v_{ef}|_{\max} = \frac{t_t}{T_{oi}|_{\max}} = E_t v_t = \frac{t_t}{2\tau' + t_t + t_k} E_t v_t = 5,94 \text{ Mbps}$$

Como ejercicio, podríais resolver el mismo tipo de problema con el mecanismo *single token* y con el mecanismo *multiple token*. Pensad también en las velocidades efectivas mínimas.

15. El *throughput* o rendimiento máximo se obtiene en el sistema Aloha puro para $G = 0,5$ y vale $S_{\max} = 1/2e$. Si desnormalizamos con respecto a la capacidad del canal, tenemos que $S_{\max} = C/2e = 56/2e = 10,3 \text{ kbps}$.

Ahora sabemos que cada estación genera 1 kb por minuto, es decir, trabaja a una velocidad media de transmisión de $v_t = 1.000/60 = 16,66 \text{ bps}$. El número de estaciones que pueden ocupar el canal óptimamente será el cociente entre el *throughput* máximo y la velocidad media de cada estación:

$$N = \frac{S_{\max}}{v_t} = \frac{10.300}{16} = 618 \text{ estaciones}$$

16.

a) Conocemos $\lambda = 25$ tramas/s y $t_t = 45 \text{ ms}$. Por lo tanto, la carga total del sistema es $G = \lambda t_t = 1,125$. El *throughput* del sistema vale $S = Ge^{-2G} = 0,118$.

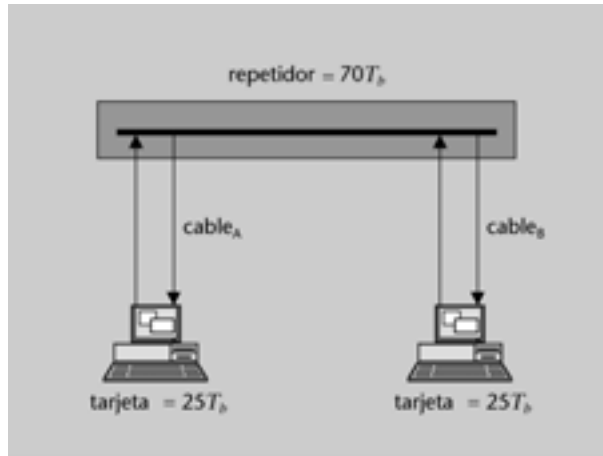
b) La probabilidad de transmitir sin colisiones es $P_0 = e^{-2G} = 0,0105$.

c) La duración de las colisiones vale $t_t = 45 \text{ ms} \leq T_{col} \leq 90 \text{ ms} = 2t_t$.

17.

a) La longitud mínima de trama es precisamente la ventana de colisiones, ya que la red tiene que ser capaz de detectar una colisión: $L_{min} = 512 T_b$.

El diámetro de la red también está limitado por la ventana de colisiones. El tiempo que una señal tarda en ir y volver de una estación a otra debe ser menor que la ventana de colisiones:



$$2(\text{repetidor} + 2\text{tarjeta} + \text{cable}_A + \text{cable}_B) + \text{margen} \leq 512T_b$$

$$2(70 + 2 \cdot 25 + \text{cable}_A + \text{cable}_B) + 4 \leq 512T_b$$

$$\text{cable}_A + \text{cable}_B \leq 134T_b.$$

Por lo tanto, ya que cada cable introduce $0,5T_b$ /metros:

$$\text{cable}_A + \text{cable}_B \leq 268 \text{ m.}$$

Esto quiere decir que, si ponemos la estación A a 100 metros, podemos situar la estación B, como máximo, a 168 metros. Cualquier combinación de longitud de cable que sume 268 metros es válida.

18. Partimos de los datos que nos proporcionan: $t_t = L/v_t = 200 \mu s$ y la ranura es $\tau = T_v = 2t_p = 10 \mu s$. Esto quiere decir que $t_t = 20\tau$. La eficiencia de transmisión es $E_t = \text{Datos} / \text{Longitud de trama} = 1.900/2.000 = 0,95$.

La velocidad efectiva máxima se calcula como siempre: sólo una estación quiere acceder al medio y debemos conocer el tiempo de ciclo hasta que puede volver a transmitir una trama. Es $T_c = t_t + \tau$, ya que una vez transmitida la trama, la estación se pone durante τ segundos en estado de escucha para detectar el canal libre antes de volver a transmitir una trama. Por lo tanto, teniendo en cuenta que $T_c = t_t + \tau \approx t_t$:

$$v_{efl}|_{\max} = \frac{t_t}{T_c} E_t v_t = \frac{t_t}{t_t + \tau} E_t v_t \approx E_t v_t = 9,5 \text{ Mbps}$$

Glosario

Carrier Sense Medium Access *m* Técnica de control de acceso al medio aleatorio. Cuando una estación quiere transmitir, primero escucha el medio y, si no está ocupado, transmite.
sigla: CSMA

Carrier Sense Medium Access with Detection Collision *m* Técnica de control de acceso al medio aleatorio. Cuando una estación quiere transmitir, primero escucha el medio y, si no está ocupado, transmite. Después de transmitir continúa escuchando el medio por si hay colisiones.
sigla: CSMA/CD

CRC Véase Cyclic Redundancy Check.

CSMA Véase Carrier Sense Medium Access.

CSMA/CD Véase Carrier Sense Medium Access with Detection Collision.

Cyclic Redundancy Check *m* Mecanismo de detección de errores basado en un generador polinómico.
sigla: CRC

Destination Service Access Point *m* Forma de identificar al usuario de un servicio de un protocolo.
sigla: SAP

EIA/TIA Véase Electronics/Telecommunications Industries Association.

Electronics/Telecommunications Industries Association *f* Organización de estandarización.
sigla: EIA/TIA

FDMA Véase Frequency Division Medium Access.

Frequency Division Medium Access *m* Técnica de acceso al medio en la que se asigna a cada canal una porción del ancho de banda total.
sigla: FDMA

IEEE Véase Institute of Electrical and Electronics Engineers.

Institute of Electrical and Electronics Engineers *m* Organización de estandarización.
sigla: IEEE

International Standard Organization *f* Organización internacional para la normalización.
sigla: ISO

ISO Véase International Standard Organization.

LAN Véase Local Area Network.

LLC Véase Logical Link Control.

Local Area Network *f* Red de área local.
sigla: LAN

Logical Link Control *m* Nivel de enlace específico para las LAN.
sigla: LLC

MAC Véase Medium Access Control.

Medium Access Control *m* Control de acceso al medio.
sigla: MAC

OSI Véase Open System Interconnection

Open System Interconnection *f* Modelo de referencia que define un plan de protocolos para la interconexión de sistemas abiertos.
sigla: OSI

SAP Véase Destination Service Access Point.

Shielded Twisted Pair *m* Medio de transmisión que apantalla el par trenzado con una malla metálica para reducir las interferencias.
sigla: STP

STP Véase Shielded Twisted Pair.

TDMA Véase Time Division Medium Access.

Time Division Medium Access *m* Técnica de acceso al medio en la que los canales comparten el medio por tiempo.
sigla: TDMA

Unshielded Twisted Pair *m* Medio de transmisión del tipo par trenzado estructurado.
sigla: UTP

UTP Véase Unshielded Twisted Pair.

WAN Véase Wide Area Network.

Wide Area Network Red de área extensa. Red permite interconectar estaciones que no están cercanas físicamente.

sigla: WAN

Bibliografía

Halsall, F. (1998). *Comunicación de datos, redes de computadores y sistemas abiertos* (4.ª ed.). Méjico: Pearson Educación.

Stallings, W. (2000). *Comunicaciones y redes de computadores* (6.ª ed.). Madrid: Prentice Hall.

Tanenbaum, A.S. (2003). *Redes de computadoras* (4.ª ed.). Méjico: Pearson Educación.

