

Control de acceso al medio.

Los enlaces de red se pueden dividir en dos categorías: los que utilizan conexiones punto a punto y los que utilizan canales de difusión.

En cualquier red de difusión el asunto es la manera de determinar quién puede utilizar el canal cuando tiene competencia por él. En la literatura, los canales de difusión se denominan canales de multi acceso o canales de acceso aleatorio.

Los protocolos que se utilizan para determinar quien sigue en un canal multiacceso pertenecen a una subcapa de la capa de enlace de datos llamada subcapa MAC (Control de acceso al medio, del inglés *Medium Access Control*).

La subcapa MAC tiene especial importancia en las redes, en especial las inalámbricas puesto que el canal inalámbrico es de difusión por naturaleza. En contraste, las WAN usan enlaces punto a punto, excepto en las redes satelitales.

Asignación estática del canal.

La manera tradicional de asignar un solo canal, entre múltiples usuarios competidores, es dividir su capacidad mediante el uso de uno de los esquemas de multiplexion como FDM (Multiplexion por división de frecuencia, del inglés *Frecuency División Multiplexing*). Si hay N usuarios, el ancho de banda se divide en N partes de igual tamaño y a cada usuario se le asigna una parte.

Cuando solo hay una cantidad fija y constante de usuarios, cada uno tiene un flujo estable, la división es un mecanismo de asignación sencillo y eficiente. Sin embargo, cuando el número de emisores es grande y varía continuamente o cuando el tráfico se hace en ráfagas el FDM presenta algunos problemas.

Aunque el número de usuarios se mantuviera, de alguna manera, constante en N , dividir el único canal disponible en varios subcanales estáticos es ineficiente. El problema es que, cuando algunos usuarios están inactivos, su ancho de banda se pierde.

Asignación dinámica del canal

Todo el trabajo hecho por los protocolos de asignación dinámica se basa en 5 supuestos descritos a continuación.

1. **Tráfico independiente.** El modelo consiste en N estaciones independientes (computadoras, teléfonos), cada una con un programa o usuario que genera tramas para transmisión. El numero esperado de tramas que se generan en un intervalo de longitud Δt y $\lambda \Delta t$, donde λ es una constante (la tasa de llegada de tramas nuevas). Una vez que se ha generado una trama, la estación se bloquea y no hace nada sino hasta que la trama se haya transmitido con éxito.

2. **Canal único.** Hay un solo canal disponible para todas las comunicaciones. Todas las estaciones pueden transmitir en él. Se asume que las estaciones tienen una capacidad equivalente, aunque los protocolos pueden asignarles distintos roles (prioridades).
3. **Colisiones observables.** Si dos tramas se transmiten de forma simultánea, se traslapan en el tiempo y la señal resultante se altera. Este evento se llama **colisión**. Todas las estaciones pueden detectar una colisión que haya ocurrido. Una trama en colisión se debe volver a transmitir después. No hay otros errores, excepto aquellos generados por colisiones.
4. **Tiempo continuo o ranurado.** Se puede asumir que el tiempo es continuo, en cuyo caso la transmisión de una trama puede comenzar en cualquier momento. Por el contrario, el tiempo se puede reanimar o dividir en intervalos discretos (llamados ranuras). En este caso las transmisiones de las tramas deben empezar al inicio de una ranura. Una ranura puede contener 0, 1 o más tramas, correspondientes a una ranura inactiva, una transmisión exitosa o una colisión, respectivamente.
5. **Detección de portadora o sin detección de portadora.** Con el supuesto de detección de portadora, las estaciones pueden saber si el canal está en uso antes de intentar usarlo. Si se detecta que el canal está ocupado, ninguna estación intentará utilizarlo. Si no hay detección de portadora, las estaciones no pueden detectar el canal antes de intentar usarlo. Simplemente transmiten. Solo después pueden determinar si la transmisión tuvo éxito.

ALOHA

La idea básica de un sistema ALOHA es permitir que los usuarios transmitan cuando tengan datos por enviar. Habrá colisiones y las tramas en colisión se dañan. Los emisores necesitan alguna forma de saber si este es el caso. En el sistema ALOHA, después de que cada estación envía su trama a la computadora central, este vuelve a difundir la trama a todas las estaciones. Así, una estación emisora puede escuchar la difusión de la estación terrena maestra (hub) para ver si pasó su trama o no.

Si la trama fue destruida, el emisor simplemente espera un tiempo aleatorio y la envía de nuevo. El tiempo de espera debe ser aleatorio o las mismas tramas chocarán una y otra a la vez, en sincronía. Los sistemas en los cuales varios usuarios comparten un canal común de modo tal que puede dar por a conflictos se conocen como sistemas de **contención**.

Una pregunta interesante es, ¿cuál es la eficiencia de un canal ALOHA? En otras palabras, ¿qué fracción de todas las tramas transmitidas escapa a las colisiones en circunstancias caóticas?

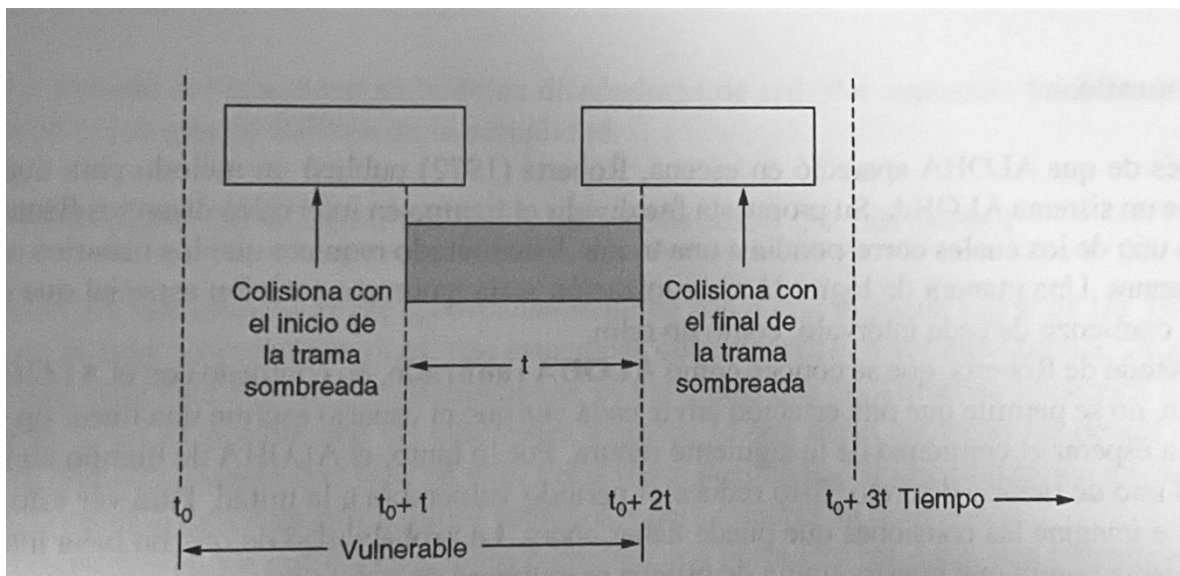
Para responder esta pregunta, considérese un número infinito de usuarios escribiendo en sus estaciones. Un usuario siempre está en uno de dos estados: escribiendo o esperando. Al principio todos los usuarios están en el estado de escritura. Al terminar una línea, el usuario deja de escribir, en espera de una respuesta. Después, la estación transmite una trama (que contiene la línea) a través del canal compartido hasta la computadora central y verifica el canal para saber si llegó con éxito o no. De ser así, el usuario ve la respuesta y continúa escribiendo. Si no, el usuario continúa esperando mientras la estación transmite la trama una y otra vez hasta que se envía con éxito.

El “tiempo de trama” denota el tiempo necesario para transmitir la trama estándar de longitud fija (es decir, la longitud de la trama dividida entre la tasa de bits). Supóngase que las tramas nuevas generadas por las estaciones están bien modeladas según una distribución de Poisson con una media de N tramas por tiempo de trama (la suposición de población infinita es necesaria para asegurar que N no disminuya a medida que se bloquean los usuarios). Si $N > 1$, significa que los usuarios están generando tramas a una tasa mayor que la que puede manejar el canal, y casi todas las tramas sufrirán una colisión. Para una velocidad de transmisión razonable se esperaría que $0 < N < 1$.

Además de las nuevas tramas, las estaciones también generan retransmisiones de tramas que con anterioridad sufrieron colisiones. Supóngase que las nuevas y antiguas tramas combinadas están bien modeladas según una distribución de Poisson, con una media de G tramas por tiempo de trama.

Ciertamente $G \geq N$. Con carga baja (es decir, $N \approx 0$) habrá pocas colisiones y, por lo tanto, pocas retransmisiones, por lo que $G \approx N$. Con cargas altas habrá muchas colisiones, por lo tanto, $G > N$. Con todas las cargas, la velocidad real de transmisión S es sólo la carga ofrecida, G , multiplicada por la probabilidad P_0 de que una transmisión tenga éxito (es decir, $S = GP_0$, donde P_0 es la probabilidad de que una trama no sufra una colisión).

Una trama no sufrirá una colisión si no se envían otras tramas durante un tiempo de trama desde su envío como se muestra en la siguiente figura.



Periodo vulnerable para la trama sombreada. En Tanenbaum, A. y Wetherall, D. Redes de Computadoras (p. 227). Pearson, 2012

Sea t el tiempo requerido para enviar una trama. Si cualquier otro usuario generó una trama entre el tiempo t_0 y $t_0 + t$, el final de esa trama colisionará con el comienzo de la trama sombreada. Asimismo, cualquier otra trama que se inicie entre $t_0 + t$ y $t_0 + 2t$ chocará con el final de la trama sombreada.

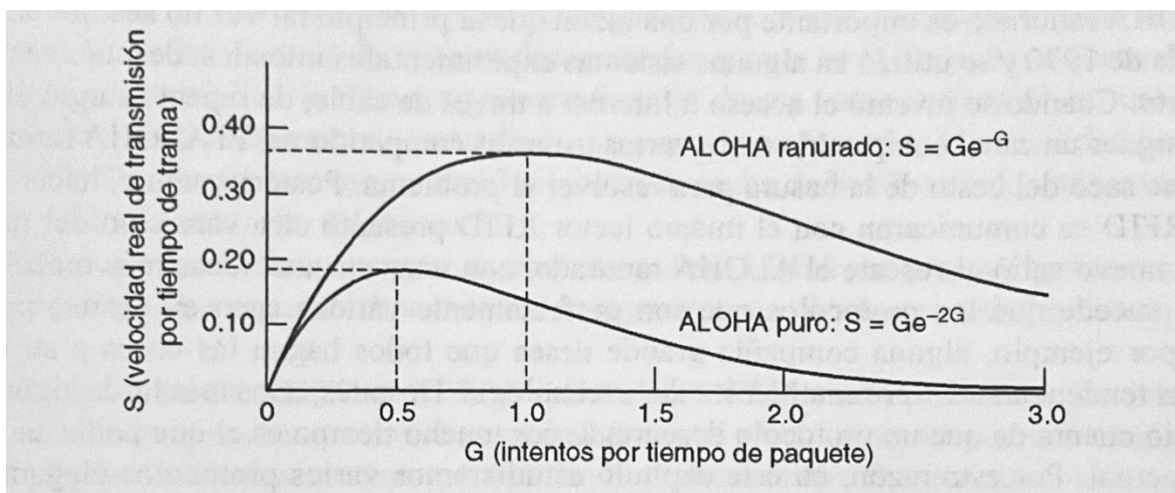
La probabilidad de que se generen k tramas durante un tiempo de trama determinado, en donde se esperan G tramas, está dada por la distribución de Poisson:

$$P_r[k] = \frac{G^k e^{-G}}{k!}$$

Así, la probabilidad de 0 tramas es simplemente e^{-G} . En un intervalo de dos tiempos de trama de longitud, el número promedio de tramas es de $2G$. La probabilidad de que no se inicien tramas durante todo el periodo vulnerable está dada entonces por $P_0 = e^{-2G}$. Si $S = GP_0$, se obtiene:

$$S = Ge^{-2G}$$

En la siguiente figura se muestra la relación entre el tráfico ofrecido y la velocidad real de transmisión. La máxima velocidad real de transmisión ocurre cuando $G = 0.5$, con $S = \frac{1}{2e}$, que es alrededor de 0.184. En otras palabras, lo más que se puede esperar es un uso del canal del 18%. Con todas las estaciones transmitiendo al azar, difícilmente se podría esperar una tasa de éxito del 100%.



Velocidad real de transmisión contra tráfico ofrecido en los sistemas ALOHA. En Tanenbaum, A. y Wetherall, D. Redes de Computadoras (p. 227). Pearson, 2012

ALOHA Ranurado

Poco después de que ALOHA apareció, se publicó un método para duplicar la capacidad de un sistema ALOHA. La propuesta fue dividir el tiempo en intervalos discretos llamados **ranuras**, cada uno de los cuales correspondía a una trama. Este método requiere que los usuarios acuerden límites de ranura. Una manera de lograr la sincronización sería tener una estación especial que emitiera una señal al comienzo de cada intervalo, como un reloj.

ALOHA ranurado, en contraste con ALOHA, no se permite que una estación envíe cada vez que el usuario escribe una línea. En cambio, se le obliga a esperar el comienzo de la siguiente ranura. Esto reduce el periodo vulnerable a la mitad.

Lo mejor que se puede esperar usando ALOHA ranurado es 37% de ranuras vacías, 37% de éxitos y 26% de colisiones. Si se opera con valores mayores de G se reduce el número de ranuras vacías, pero aumenta de manera exponencial el número de colisiones.

Con ALOHA ranurado, el mejor aprovechamiento del canal es $1/e$. Este resultado tan bajo no sorprende, pues, con estaciones que transmiten a voluntad propia, sin prestar atención a lo que hacen las demás estaciones, es inevitable que haya muchas colisiones. Sin embargo, en las redes LAN es posible que las estaciones detecten lo que están haciendo las demás estaciones y adapten su comportamiento con base en ello.

Los protocolos en los que las estaciones escuchan una portadora (es decir, una transmisión) y actúan de manera acorde se llaman protocolos de detección de portadora.

CSMA persistente y no persistente.

El primer protocolo se llama CSMA (Acceso Múltiple con Detección de Portadora, del inglés *Carrier Sense Multiple Access*). Cuando una estación tiene datos por enviar, primero escucha el canal para saber si alguien más está transmitiendo en ese momento. Si el canal está inactivo, la estación envía sus datos. Si el canal está ocupado, la estación espera hasta que se desocupa. A continuación, la estación transmite una trama. Si ocurre una colisión, la estación espera una cantidad aleatoria de tiempo y comienza de nuevo. El protocolo se llama persistente-1 porque la estación transmite con probabilidad de 1 cuando encuentra que el canal está inactivo.

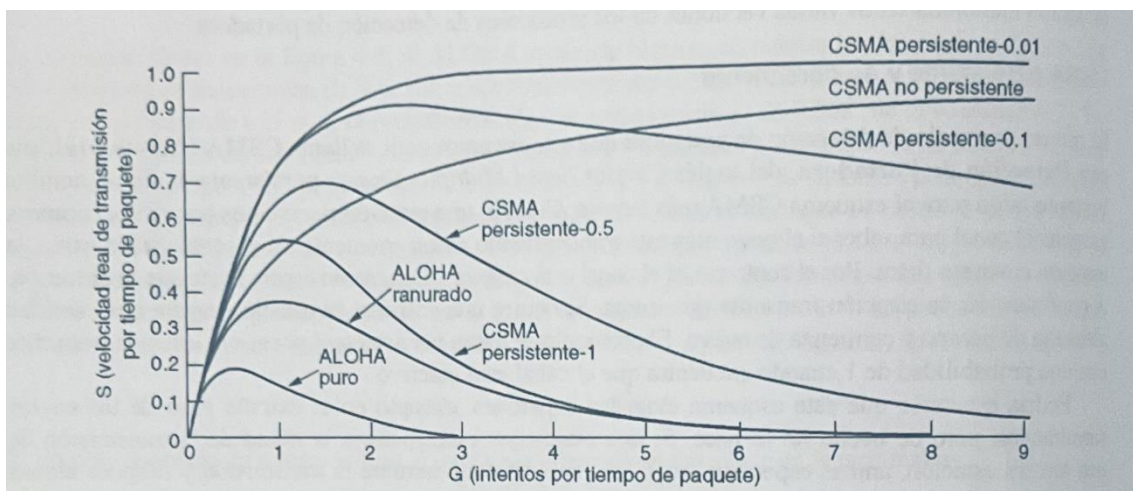
Podría esperarse que este esquema evite las colisiones, excepto en el extraño caso de los envíos simultáneos, pero de hecho no lo hace. Si dos estaciones están listas a la mitad de la transmisión de una tercera estación, ambas esperarán hasta que termina la transmisión y después ambas empezarán a transmitir exactamente al mismo tiempo, lo cual producirá una colisión.

Aun así, este protocolo tiene un mejor desempeño que ALOHA. Ya que ambas estaciones tienen la descendía de dejar de interferir con la trama de la tercera estación. Lo mismo se aplica en el ALOHA ranurado.

Un segundo protocolo de detección de portadora es el **CSMA no persistente**. En este protocolo se hace un intento consciente por ser menos egoísta que en el previo. Como antes, una estación escucha el canal cuando desea enviar una trama y, si nadie más está transmitiendo, comienza a hacerlo. Si el canal ya está en uso, la estación no lo escuchará de manera continua con el fin de tomarlo de inmediato al detectar el final de la transmisión anterior, sino que esperará un periodo aleatorio y repetirá el algoritmo. En consecuencia, este algoritmo conduce a un mejor uso del canal, pero produce mayores retardos que el CSMA persistente-1.

El último protocolo es **CSMA persistente-p** que se aplica a canales ranurados y funciona como se explica a continuación. Cuando una estación está lista para enviar, escucha el canal. Si se encuentra inactivo, la estación transmite con una probabilidad p . Con una probabilidad $q = 1 - p$, se posterga hasta la siguiente ranura. Si esa ranura también está inactiva, la estación transmite o posterga una vez más, con probabilidad p y q . Este proceso se repite hasta que se transmite la trama o hasta que otra estación comienza a transmitir. En el segundo caso, la desafortunada estación actúa como si hubiera ocurrido una colisión (es decir, espera un tiempo aleatorio y comienza de nuevo). Si al

principio la estación detecta que el canal está ocupado, espera hasta la siguiente ranura y aplica el algoritmo anterior.



Comparación de utilización del canal contra la carga para varios protocolos de acceso aleatorio. En Tanenbaum, A. y Wetherall, D. Redes de Computadoras (p. 230). Pearson, 2012

CSMA con detección de colisiones

Los protocolos CSMA persistentes presentan una mejora respecto a los protocolos ALOHA, debido a que aseguran que ninguna estación empezará a transmitir mientras el canal esté ocupado. Pero si dos estaciones detectan que el canal está inactivo y empiezan a transmitir al mismo tiempo, sus señales sufrirán una colisión.

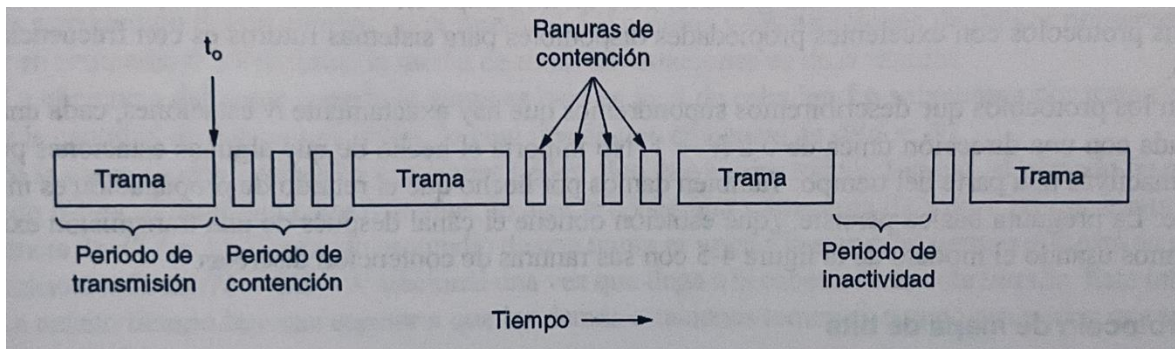
Que las estaciones detecten rápidamente la colisión y dejen de transmitir de inmediato es una estrategia para ahorrar tiempo y ancho de banda. El protocolo conocido como CSMA/CD (CSMA con Detección de Colisiones, del inglés *CSMA with Collision Detection*), es la base de la LAN Ethernet.

La detección de colisiones es un proceso analógico. El hardware de la estación debe escuchar el canal mientras transmite. Si la señal que recibe es distinta a la que está enviando, sabe que está ocurriendo una colisión.

Si una estación detecta la colisión aborta la transmisión, espera un tiempo aleatorio e intenta de nuevo (suponiendo que ninguna estación ha comenzado a transmitir durante ese lapso).

Esto implica que las señales recibidas no deben ser menores pequeñas en comparación con la señal transmitidas, lo que es difícil en las redes inalámbricas, ya que las señales recibidas pueden ser 1,000,000 de veces más débiles que las señales transmitidas.

CSMA/CD usa el modelo conceptual de la siguiente figura.



CSMA/CD puede estar en estado de contención, de transmisión o inactivo. En Tanenbaum, A. y Wetherall, D. Redes de Computadoras (p. 231). Pearson, 2012

Supóngase que 2 estaciones comienzan a transmitir en el tiempo t_0 . ¿En cuánto tiempo se darán cuenta que ha ocurrido una colisión? La respuesta a esta pregunta es importante para determinar la longitud del periodo de contención, el retardo y la velocidad real de transmisión.

El tiempo mínimo para detectar una colisión es el tiempo que tarda la señal en propagarse de una estación a otra. Con base en este tiempo se puede considerar que, una estación que no ha detectado una colisión durante un periodo de tiempo igual al tiempo de propagación del cable después de iniciar su transmisión ha tomado el cable, por lo tanto, las demás estaciones saben que está transmitiendo y no interfieren. Sin embargo, esto es incorrecto.

Sea τ el tiempo que tarda una señal en propagarse entre las dos estaciones más lejanas. En t_0 , una estación comienza a transmitir. En $t_0 + \tau - \epsilon$, un instante antes de que la señal llegue a la estación más lejana, esa estación también comienza a transmitir. La segunda estación detecta la colisión de inmediato y se detiene, pero la pequeña ráfaga de ruido causada por la colisión no regresa a la estación original hasta el tiempo $2\tau - \epsilon$. Esto significa que, en el peor caso, una estación no puede estar segura de que ha tomado el canal hasta que ha transmitido durante 2τ sin detectar una colisión.

Se puede pensar en la contención de CSMA/CD como un sistema ALOHA ranurado con un ancho de ranura de 2τ . En un cable coaxial de 1km de longitud, $\tau = 5 \mu\text{seg}$. La diferencia para CSMA/CD en comparación con ALOHA ranurado es que las ranuras en las que solo transmite una estación (por ejemplo, la que tomó el canal) van seguidas del resto de una trama. Esta diferencia mejora en forma considerable el desempeño si el tiempo de la ranura de la trama es mucho mayor que el tiempo de propagación.

CSMA/CA

CSMA/CA (CSMA con Evitación de Colisiones, del inglés CSMA with Collision Avoidance), es un protocolo de acceso al medio utilizado en redes de área local inalámbricas, como las redes Wi-Fi. CSMA/CA se utiliza para evitar colisiones de datos en la red y garantizar una transmisión de datos más confiable.

El protocolo CSMA/CA funciona de la siguiente manera:

1. Detección de portadora: Los dispositivos que desean transmitir datos primero escuchan el medio para verificar si está ocupado (detección de portadora). Si el medio está ocupado, esperan hasta que esté libre para evitar colisiones.
2. Detección de energía: Además de la detección de portadora, CSMA/CA utiliza la detección de energía para verificar la calidad de la señal en el medio. Esto ayuda a reducir las colisiones causadas por señales débiles o interferencias.
3. Evitación de colisiones: Una vez que se determina que el medio está libre, el dispositivo que desea transmitir envía un pequeño paquete de datos llamado RTS (Request to Send) al dispositivo receptor. El receptor responde con un paquete CTS (Clear to Send) para confirmar que está listo para recibir datos.
4. Transmisión de datos: Después de recibir la confirmación CTS, el dispositivo transmisor envía los datos. Otros dispositivos en la red esperarán su turno para transmitir cuando el medio esté libre.

En resumen, CSMA/CA es un protocolo utilizado en redes inalámbricas para minimizar las colisiones y garantizar una transmisión más eficiente y confiable de datos al permitir que los dispositivos coordinen su acceso al medio de manera más ordenada. Esto es importante en entornos donde varios dispositivos compiten por el acceso a un canal de comunicación compartido, como en redes Wi-Fi.

Las diferencias respecto a CSMA/CD se agrupan en 3 categorías.

1. Detección y manejo de colisiones:
 - a. CSMA/CD: Cuando dos dispositivos transmiten datos al mismo tiempo y se produce una colisión, ambos dispositivos detectan la colisión y detienen la transmisión inmediatamente. Luego, reintentan la transmisión después de un período de espera aleatorio. CSMA/CD se utiliza principalmente en redes Ethernet con cable, donde la detección de colisiones es más práctica debido a la transmisión en el mismo medio compartido.
 - b. CSMA/CA: Se evita activamente la colisión antes de la transmisión mediante la solicitud y confirmación de acceso al medio (RTS/CTS). Si se detecta una colisión durante la transmisión, se toma como señal de que el canal está ocupado, y se realiza una nueva solicitud después de un período de espera aleatorio. CSMA/CA se usa en redes inalámbricas, como Wi-Fi, donde la detección de colisiones es más difícil debido a las características de transmisión inalámbrica.
2. Medios de transmisión:
 - a. CSMA/CD se utiliza principalmente en redes cableadas, donde el acceso al medio se comparte a través de un cable físico.

- b. CSMA/CA se utiliza en redes inalámbricas, donde los dispositivos se comunican a través de señales de radio en lugar de un medio de cable compartido.
- 3. Eficiencia
 - a. CSMA/CD es más eficiente en términos de uso de ancho de banda y latencia en redes cableadas, ya que permite la detección y resolución rápida de colisiones.
 - b. CSMA/CA introduce más sobrecarga debido a la necesidad de enviar paquetes de solicitud y confirmación antes de la transmisión real, lo que puede afectar la eficiencia y aumentar la latencia en redes inalámbricas.

Referencias

Tanenbaum, A. y Wetherall, D. (2012). *Redes de Computadoras*. (5ª ed). Pearson.