

## Evaluación de una Variante de Control de Acceso al Medio Inalámbrico para Tiempo Real Basada en 802.11e

Guillermo Friedrich, Omar Alimenti, Guillermo Reggiani, Federico Maidana, Santiago Tonietti y Damián Gómez De Marco

Universidad Tecnológica Nacional - FRBB. 11 de Abril 461, Bahía Blanca, Argentina  
{gfried, ghreggiani}@frbb.utn.edu.ar, ieamen@criba.edu.ar, fedexlacia@hotmail.com, {stonietti, damiangomezdemarco}@gmail.com

**Resumen.** Las tecnologías inalámbricas son una buena elección para trabajar en ambientes industriales, donde es necesario interconectar sistemas móviles o bien se desea evitar el cableado de sensores y controladores en planta. Sin embargo estas tecnologías presentan problemas de confiabilidad y temporizado inherentes a las características de los canales de radio, a los mecanismos de acceso al medio, etc. El estándar 802.11e provee dos alternativas de acceso al medio (EDCA y HCCA) con cuatro niveles de Calidad de Servicio (QoS) diferenciados. Este trabajo propone un mecanismo de control de acceso al medio, denominado WRTMAC (Control de Acceso al Medio Inalámbrico para Tiempo Real), desarrollado a partir del esquema EDCA del estándar 802.11e, optimizado empleando clases de prioridades. El manejo de los espacios entre tramas para arbitraje (AIFS) fue modificado a fin de que el tiempo de respuesta de la red sea predecible. Esto provee un mecanismo de control de acceso al medio (MAC) libre de colisiones en redes inalámbricas. Se presenta además una comparativa de WRTMAC con respecto a EDCA, simulado en ns-2.

**Keywords:** WRTMAC, LAN inalámbrica, Prioridades, RIFS, EDCA, Determinístico, ns-2.

**Abstract.** Wireless technologies are a good choice for work in industrial environments, where it is necessary to interconnect mobile systems or it is wanted to avoid sensors and controllers wiring. However, these technologies present reliability and timing problems inherent to radio channels, medium access mechanisms, etc. The standard 802.11e provides two types of medium access (EDCA and HCCA) by differentiating traffic into four Access Categories (ACs). This paper proposes a mechanism for medium access control, so-called WRTMAC (Wireless Real Time Medium Access Control), developed from the EDCA scheme of 802.11e and an optimization method using priority classes. The handling of the arbitration inter frame spaces (AIFS) has been modified in order to make deterministic the medium access. This provides a free-collision MAC mechanism in a wireless environment. Also, it is presented a comparative between WRTMAC and EDCA, simulated in ns-2.

**Keywords:** WRTMAC, Wireless LAN, Priorities, RIFS, EDCA, Deterministic, n-s2.

## 1 Introducción

La reducción de tiempo y costos de instalación, mantenimiento y modificación del cableado, evitando el impacto de ambientes agresivos sobre cables y conectores son algunos de los beneficios de emplear tecnología inalámbrica en un ambiente industrial. Las aplicaciones de control industrial que involucran sistemas móviles [1], también se benefician por esta tecnología. Sin embargo, los medios inalámbricos presentan desafíos como lo son los problemas de un canal de radio frecuencia (RF), la movilidad de algunas estaciones, la incertidumbre en el tiempo de acceso al medio de ciertos protocolos, etc.

Si bien existen diversas opciones de conectividad inalámbrica, éste trabajo se ha desarrollado en base a las redes inalámbricas de área local (WLAN) basadas en el estándar IEEE 802.11e.

El protocolo de Control de Acceso al Medio (MAC) es decisivo en el rendimiento de una red [2]. El mecanismo MAC de 802.11e [3] emplea el mecanismo CSMA/CA (“Carrier Sense Multiple Access with Collision-Avoidance”) para lograr el acceso al medio, soportando calidad de servicio (QoS) para diferenciar distintos tipos de tráfico. Para ello propone dos mecanismos de QoS: Acceso al Canal en Forma Distribuida Mejorada (EDCA) y Acceso al Canal Controlado por Función de Coordinación Híbrida (HCCA). EDCA [4], diferencia cuatro Categorías de Acceso (AC) priorizadas [5]. EDCA mejora la tasa de transferencia y el tiempo de respuesta con respecto a la norma 802.11 original, aunque la reducida cantidad de AC limita la diferenciación de tráfico con restricciones temporales [6].

El presente trabajo, basado en los conceptos de EDCA definidos por 802.11e, propone usar tantas AC como nodos y/o mensajes existan en la red [7], a fin de lograr un tiempo de acceso al medio predecible. El método propuesto ha sido denominado WRTMAC: “Control de Acceso al Medio Inalámbrico para Tiempo Real”.

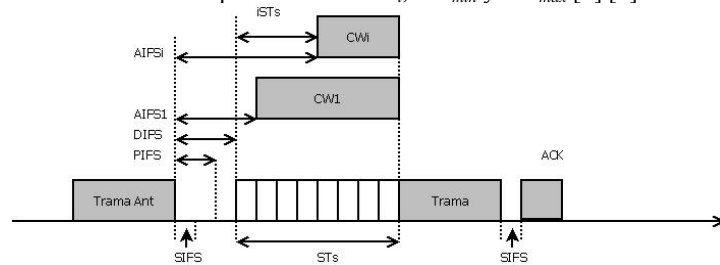
## 2 EDCA en WLAN 802.11e

EDCA es un esquema distribuido de control de acceso al medio, basado en CSMA/CA. El estándar 802.11e introduce el modo EDCA (Fig. 1), que propone un mecanismo diferenciado de QoS con cuatro AC: AC\_BK (Background) para niveles de prioridad más bajos (1 y 2), AC\_BE (Best Effort) para los siguientes (0 y 3), AC\_VI (Video) para las prioridades 4 y 5 y AC\_VO (Voice) para las más altas (6 y 7). De acuerdo a su prioridad, una trama será ubicada en una de esas cuatro categorías ( $AC_i$ ). EDCA puede operar en dos modos: uno consiste en transmitir la trama de datos cuando se obtiene el acceso al medio; en el otro, previo al envío de datos se intercambian tramas RTS/CTS, a fin de evitar colisiones con nodos ocultos [8]. El presente trabajo está basado en la primera.

Como es difícil detectar colisiones en un medio inalámbrico, se controla el acceso al canal mediante Espacios de Tiempo entre Tramas (IFS). Cuando una estación detecta el medio libre, debe esperar durante un tiempo IFS Distribuido (DIFS) posterior a la transmisión anterior (Fig. 1). Luego, dependiendo de la categoría a la que pertenece la trama, debe esperar un tiempo específico de IFS de arbitraje (AIFS).

Después de sensar el medio libre durante un tiempo  $AIFS_i$ , la estación debe esperar durante la ventana de retroceso (BW: backoff-window), cuya duración es una cantidad aleatoria de ranuras de tiempo (ST: slot-time), entre cero y un máximo igual a  $CW-1$ .  $CW$  es la ventana de contención, que tiene una duración mínima  $CW_{mín}$ , y se va duplicando luego de cada colisión, hasta un máximo  $CW_{máx}$ . Si el contador BW llega a cero estando el medio libre, comienza la transmisión. Si otro ocupó el medio antes de que BW llegue a cero, se suspende la cuenta hasta que el medio vuelva a estar libre durante DIFS. Si BW llega a cero en dos o más nodos al mismo tiempo, se producirá una colisión. Luego de un tiempo IFS Corto (SIFS) posterior a la correcta recepción de una trama, la estación receptora envía ACK (Fig. 1). Si la estación transmisora no recibe ACK, asume que pudo haber una colisión y es necesario retransmitir. La ocurrencia de colisiones causa indeterminación en el tiempo requerido para concretar una transmisión.

Cada AC tiene valores específicos de  $AIFS_i$ ,  $CW_{mín}$  y  $CW_{máx}$  [3] [9].



**Fig. 1.** Esquema básico EDCA

A mayor prioridad, AIFS es menor, aumentando la probabilidad de acceder al canal. Debido a que en una misma AC pueden coexistir tramas de distintos nodos, no se descarta la ocurrencia de colisiones.

En el presente trabajo se propone un esquema de acceso al medio libre de colisiones, que garantice el tiempo de respuesta (definido como el tiempo transcurrido entre el pedido de transmisión y la recepción del ACK). Se establecen tantas AC como tipos de mensajes estén previstos en la red, se elimina la ventana de contención (CW) y se le asigna a cada tipo de mensaje un  $AIFS_i$  distinto. El tiempo de espera previo a una transmisión es igual a DIFS más el  $AIFS_i$  correspondiente.

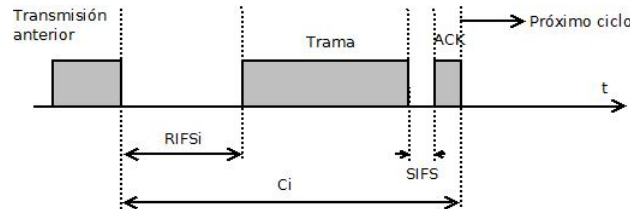
### 3 WRTMAC: una variante para WLAN 802.11e en Tiempo Real

El objetivo básico propuesto para WRTMAC es asegurar la latencia máxima para la transmisión de una trama, por lo tanto será necesario quitar los elementos probabilísticos de EDCA. WRTMAC introduce variantes sobre EDCA para permitir alcanzar el comportamiento determinístico buscado. Se han establecido las siguientes pautas:

- Todas las estaciones son capaces de escucharse entre sí (no hay nodos ocultos).
- La lógica del mecanismo MAC debe evitar la ocurrencia de colisiones.
- Se considera un ambiente libre de ruido.

- A cada tipo de trama le corresponde una determinada prioridad, conocida desde el instante inicial y distinta a cualquier otra (a la manera del bus CAN) [10].
- La prioridad es un valor numérico comprendido entre cero para la máxima y un cierto número positivo  $N$  para la mínima. La cantidad total de prioridades es función del número de tipos de mensajes que se van a manejar en el contexto de la aplicación. Este esquema no admite otras estaciones que no sean del tipo WRTMAC.
- Habiendo dos o más requerimientos simultáneos, siempre se debe transmitir la trama de mayor prioridad.

La Fig. 2 presenta los aspectos básicos de WRTMAC. Cuando una estación tiene una trama para enviar, espera que el medio permanezca inactivo durante un cierto tiempo denominado “Espacio Entre Tramas de Tiempo Real” (RIFS: Real-Time Inter-Frame Spacing) y luego inicia la transmisión. Si durante la espera el medio es ocupado, la misma se aborta y deberá reiniciarse cuando el medio vuelva a quedar ocioso.



**Fig. 2.** Esquema básico de WRTMAC

El concepto central de WRTMAC es que cada mensaje tiene asociado un RIFS constante y diferente al de cualquier otro. Su duración es inversamente proporcional a la prioridad que representa. Se denomina  $RIFS_i$  al tiempo de espera (backoff) correspondiente al mensaje de prioridad  $i$ .

El uso de distintos tiempos de arbitraje  $RIFS_i$  evita la ocurrencia de colisiones y brinda determinismo, al asegurar que en caso de competencia, el acceso al medio sea obtenido por el mensaje de mayor prioridad.

En la Fig. 3 se muestra el ordenamiento de tres tramas de prioridades 2, 3 y 4, que compiten por el acceso al medio. Los tres nodos inician el procedimiento de espera, pero como  $RIFS_2$  tiene la menor duración se abortan los intentos de  $Trama_3$  y  $Trama_4$ . Éstos se reinician luego de finalizado el ciclo de  $Trama_2$ .

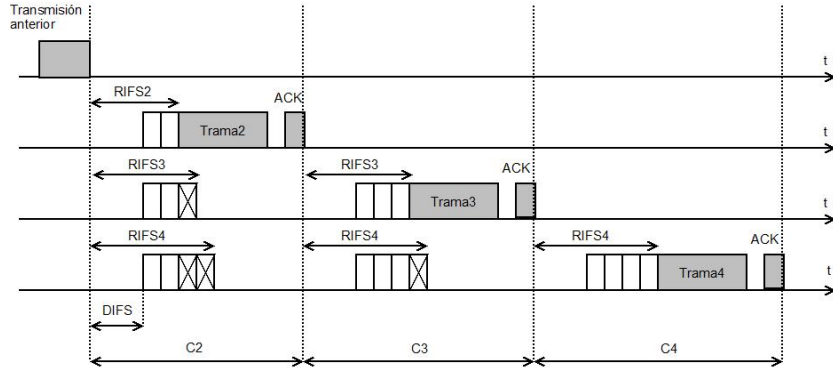
La duración de  $RIFS_i$  se calcula en función de los valores de  $DIFS$  y  $ST$  fijados por la norma correspondiente a la capa física (PHY), según la siguiente fórmula:

$$RIFS_i = DIFS + i * ST \quad (1)$$

Los valores de  $SIFS$ ,  $DIFS$  y  $ST$  dependen de la variante de capa física utilizada. Por ejemplo: para 802,11b (11 Mbps),  $SIFS = 10 \mu s$ ,  $DIFS = 50 \mu s$  y  $ST = 20 \mu s$ .

Se denomina  $C_i$  al ciclo de una transmisión de prioridad  $i$ , compuesto por  $RIFS_i$ ,  $SIFS$  y los tiempos de transmisión de las tramas  $i$  ( $t_{TRAMA_i}$ ) y ACK ( $t_{ACK}$ ):

$$C_i = RIFS_i + t_{TRAMA_i} + SIFS + t_{ACK} \quad (2)$$



**Fig. 3.** Ordenamiento de transmisiones según la prioridad de los mensajes

El ACK tiene la finalidad de indicarle a la entidad MAC del transmisor que la trama enviada llegó a destino. En general, en caso de no recibirse el ACK no se efectúa una retransmisión, sino que se notifica a las capas superiores que la transmisión ha fallado. Estas deben tomar la decisión respecto a que acciones corresponde ejecutar, ya que conocen la lógica y las restricciones temporales de la aplicación. WRTMAC sólo se encarga de brindar un servicio de comunicación determinístico en cuanto a la latencia máxima.

Se puede observar que WRTMAC permite implementar un esquema de tiempo real del tipo Prioridades Monotónicas Crecientes (PMC) [11], asignando prioridades a los mensajes en orden inverso a sus periodos. Conociendo  $t_{TRAMA_i}$  para todos los mensajes de un determinado sistema de tiempo real y asumiendo que los mismos son periódicos, se puede establecer el mínimo período posible entre requerimientos de transmisión ( $T_i$ ) para un dado mensaje  $m_i$ , en función de todos los demás  $m_j$  de mayor prioridad que  $m_i$  (siendo  $j < i$ ). Adaptando la clásica fórmula que se utiliza para analizar la diagramabilidad de un conjunto de tareas periódicas de tiempo real sobre un procesador [12], el mínimo período posible para un mensaje de prioridad  $i$  es:

$$T_i \geq \sum_{\forall j < i} \left\lceil \frac{T_i}{T_j} \right\rceil C_j + C_i \quad (3)$$

Donde:  $T_i, T_j$  : Período de mensajes de prioridad  $i$  y  $j$ .

$C_i, C_j$  : Duración del ciclo de transmisión de mensajes de prioridad  $i$  y  $j$ .

El ejemplo de la Fig. 3 corresponde a mensajes con periodos  $T_2 \leq T_3 \leq T_4$ .

Cabe destacar que el fin de una transmisión es el evento usado por cada nodo para reiniciar el temporizado y mantener el sincronismo. Por lo tanto, a fin de evitar prolongados intervalos de silencio, el nodo que tenga asignada la transmisión de la trama de menor prioridad ( $RIFS_N$ ) siempre debe efectuar una transmisión. Si al finalizar su temporizador  $RIFS_N$  no tiene un requerimiento pendiente, de todos modos deberá enviar una trama vacía ("dummy"), a fin de ocupar el medio y permitir que todos los nodos se sincronicen con el fin de la misma.

Cada nodo debe mantener el temporizado de la actividad en el medio, incluso cuando no tenga requerimientos de transmisión, porque hasta un instante previo al vencimiento de su RIFS puede recibir uno y despacharlo en el ciclo actual.

### 3.1 Inversión de prioridad

Se denomina inversión de prioridad a la situación en que la transmisión de una trama debe esperar hasta la finalización de otra de menor prioridad. La Fig. 4 muestra el requerimiento casi simultáneo de *Trama<sub>2</sub>* y *Trama<sub>3</sub>*. Como el requerimiento de *Trama<sub>2</sub>* se produjo un instante después de vencido *RIFS<sub>2</sub>*, su transmisión debe esperar al próximo ciclo.

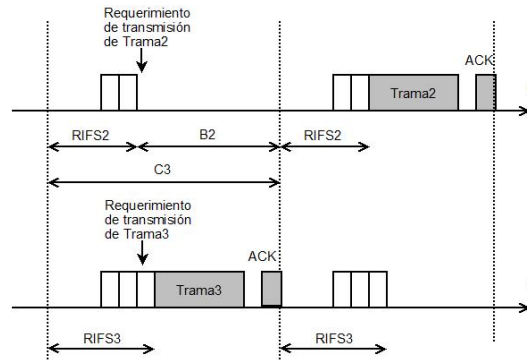


Fig. 4. Ejemplo de inversión de prioridad. *Trama<sub>3</sub>* es transmitida antes que *Trama<sub>2</sub>*

Como el requerimiento de *Trama<sub>3</sub>* llegó antes del vencimiento de *RIFS<sub>3</sub>*, la misma es transmitida y completa su ciclo *C<sub>3</sub>*. De esta forma, *Trama<sub>2</sub>* estuvo bloqueada durante un tiempo *B<sub>2</sub>*, cuyo valor máximo es  $B_2 = C_3 - RIFS_2$ . Considerando todas las tramas de prioridad inferior a 2, el bloqueo máximo de *Trama<sub>2</sub>* será:  $B_2 = \max(C_j) - RIFS_2$ , para cualquier  $j > 2$ .

En general, para cualquier trama de prioridad *i*, el tiempo de bloqueo por inversión de prioridad es:

$$B_i = \max(C_j) - RIFS_i \quad \forall j > i \quad (5)$$

Por lo tanto, la fórmula (3) se extiende de la siguiente manera:

$$T_i \geq \sum_{\forall j < i} \left[ \frac{T_i}{T_j} \right] C_j + C_i + B_i \quad (6)$$

### 3.2 Clases de prioridades

El rendimiento de WRTMAC tiende a degradarse cuando aumenta el número de mensajes, porque cada mensaje adicionado incrementa el valor de *RIFS<sub>N</sub>* en un ST.

Aunque el modelo propuesto se basa en el uso de prioridades diferentes para arbitrar el acceso al medio, bajo ciertas condiciones sería factible que dos o más mensajes usen un mismo RIFS, siempre que ello no provoque colisiones.

La idea es que, como los mensajes originados en un mismo nodo no pueden colisionar entre si, se agrupan dos o más mensajes en una misma AC.

En el caso más favorable bastaría un único RIFS por nodo, si esto fuera suficiente para satisfacer las restricciones de tiempo real. Por lo general, cada nodo usará una cierta cantidad de RIFS, cada uno representando una “clase de prioridad”, según el concepto de diagramabilidad de tareas con número limitado de prioridades [13] [14].

Por lo tanto, se utilizarían diferentes RIFS para distinguir prioridades de acceso entre clases, mientras que para planificar las transmisiones dentro de la clase se podría emplear una estrategia basada en PMC o bien Rueda Cíclica (RC) (“Round Robin”).

Las fórmulas definidas para analizar el modelo básico, se deben adaptar al nuevo esquema de operación. Primero se debería definir la clase de acceso a la que pertenece la trama  $i$ -ésima,  $AC(i)$ , cuyos rango de valores va desde cero (prioridad más alta) hasta  $N$  (la más baja). Luego el tiempo de retroceso (backoff) para una trama que pertenece a la clase  $k$ -ésima, será:

$$RIFS_k = DIFS + k * ST \quad (7)$$

La fórmula (7), para la  $i$ -ésima trama, se puede expresar de una manera más conveniente como:

$$RIFS_{AC(i)} = DIFS + AC(i) * ST \quad (8)$$

Un ejemplo puede ayudar a entender mejor la expresión (8). Suponiendo que hay seis tramas a transmitir:  $F_0, F_1, \dots, F_5$ , con períodos  $T_0 < T_1 < \dots < T_5$ , y se dispone de tres nodos  $N_0, N_1$  y  $N_2$ . Si los requerimientos de tiempo real se pueden resolver con tres ACs ( $RIFS_0 < RIFS_1 < RIFS_2$ ), la solución podría ser:

$AC(0) = AC(5) = 0 (RIFS_0)$	$AC(1) = AC(4) = 1 (RIFS_1)$	$AC(2) = AC(3) = 2 (RIFS_2)$
------------------------------	------------------------------	------------------------------

Como se puede observar,  $F_1$  puede ser bloqueada  $F_5$ , ya que  $AC(5) < AC(1)$ , sin embargo esto se puede aceptar si se satisfacen las restricciones de tiempo. De otra forma, será necesario agregar más clases de prioridad.

Reemplazando el tiempo de “backoff” de (8) en (2), el tiempo de transmisión de la  $i$ -ésima trama es:

$$C_i = RIFS_{AC(i)} + t_{FRAMEi} + SIFS + t_{ACK} \quad (9)$$

Para determinar el período más corto posible para la  $i$ -ésima trama, se deben computar las transmisiones de las clases de mayor prioridad que  $AC(i)$  y otras transmisiones de la propia clase. La planificación dentro de la clase podría estar basada en PMC o RC. En este trabajo solo se desarrollará la alternativa PMC.

Para PMC dentro de la clase, el mínimo período factible para la  $i$ -ésima trama será:

$$T_i \geq \sum_{\substack{\forall j | \\ AC(j) < AC(i)}} \left\lceil \frac{T_i}{T_j} \right\rceil C_j + \sum_{\substack{\forall j < i | \\ AC(j) = AC(i)}} \left\lceil \frac{T_i}{T_j} \right\rceil C_j + C_i + B_i \quad (10)$$

En (10), el primer término computa las tramas pertenecientes a las clases de prioridades más altas que  $i$ , mientras que el segundo término considera el tiempo asignado a todas las tareas de prioridad mayor que  $i$ , ordenadas por PMC, dentro de la clase. El último término tiene en cuenta la inversión de prioridad causada por mensajes pertenecientes a la propia clase o a clases de menor prioridad.

#### 4. Evaluación del desempeño

La motivación que ha impulsado el desarrollo de WRTMAC es su aplicación en sistemas de control industrial, que por lo general utilizan mensajes periódicos de pequeño tamaño. Por lo tanto, se ha planteado un escenario que permita evaluar las prestaciones de una red de este tipo, en función de la cantidad de mensajes, su tamaño, período y la forma de agrupamiento por nodos, con el fin de determinar el mínimo período de tiempo necesario para el mensaje de prioridad  $i$ . Los valores obtenidos para WRTMAC se compararon para el mismo escenario con dispositivos EDCA, simulados sobre ns-2 [15].

En este escenario se ha planteado evaluar la red para la transmisión de un determinado conjunto de mensajes de igual tamaño y período. A los fines del ejemplo se ha considerado la capa física de 802.11b a 11 Mbps con preámbulo largo (192  $\mu$ s), mensajes que transportan 50 bytes (más los 36 bytes de encabezado) y ACK de 14 bytes. Para realizar la evaluación de WRTMAC, se calcularon los períodos mínimos para mensajes con prioridades diferentes (Fórmula 6) y agrupados en clases de a cuatro mensajes cada una (Fórmula 10). Los mismos se presentan en Tabla 1 y Fig. 5, junto con los resultados de las simulaciones para EDCA, a fin de poder compararlos.

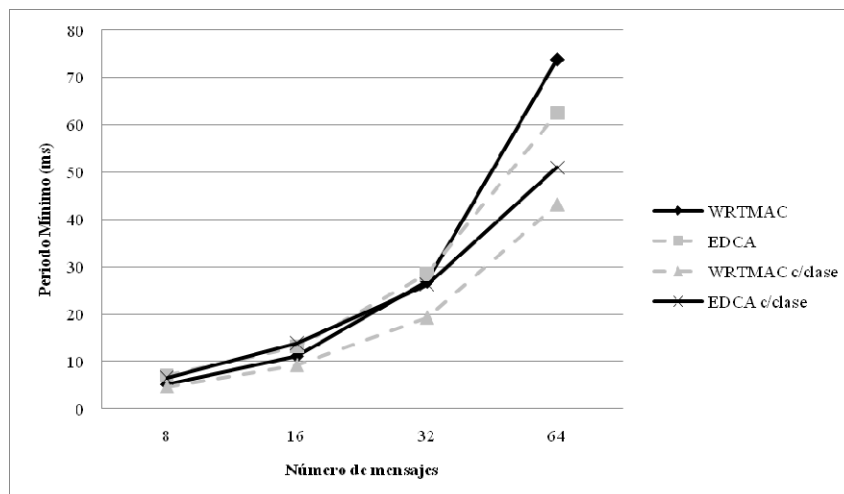
**Tabla 1.** Mínimo período según cantidad y tamaño de mensajes, con prioridades individuales y agrupados de a cuatro mensajes por clase, para dispositivos WRTMAC y EDCA

Nº de mensajes	Una prioridad por mensaje		4 mensajes por clase	
	50 bytes WRTMAC	50 bytes EDCA	50 bytes WRTMAC	50 bytes EDCA
8	5,16	7	4,68	6,56
16	11,13	13,15	9,21	13,84
32	26,92	28,47	19,24	26,24
64	73,86	62,51	43,14	51

En la Tabla 1 se observa una tasa de crecimiento significativa del período mínimo a medida que la cantidad de mensajes aumenta. En el caso de no utilizar clases, se puede notar un mejor rendimiento de WRTMAC hasta una cierta cantidad de mensajes y luego se degrada debido a los RIFS crecientes.

WRTMAC presenta una mejora muy notoria cuando se agrupan los mensajes en clases. En este ensayo se agruparon de a cuatro mensajes por clase. Por ejemplo para una red WRTMAC con 64 mensajes de 50 bytes cada uno, el período mínimo agrupando en clases, se reduce más de 40% respecto al modelo sin clases. Si comparamos con dispositivos EDCA en condiciones similares, hay una mejora aproximada del 15%.





**Fig. 5.** Grafico comparativo entre EDCA y WRTMAC sin y con clase.

Cabe tener en cuenta que a los fines de esta evaluación, se han considerado todos los mensajes de igual tamaño y período. Con mensajes heterogéneos, será necesario determinar el agrupamiento más conveniente.

De todas formas, el escenario analizado representa un caso hipotético que nos permite concluir que resulta necesario establecer una metodología para determinar el agrupamiento óptimo en función de los requerimientos específicos de cada sistema.

## 5. Conclusiones

WRTMAC (Control de Acceso al Medio Inalámbrico para Tiempo Real) es una propuesta para implementar un mecanismo MAC basado en el esquema EDCA de la norma 802.11e, que incluye una operación libre de colisiones. Su finalidad es lograr un mecanismo de acceso al medio inalámbrico distribuido, que asegure un tiempo de acceso predecible. Para ello se propone modificar el mecanismo EDCA, generando tantas prioridades (llamadas clases de acceso en EDCA) como dispositivos y/o mensajes conformen la red, a fin de hacerlo adecuado para aplicaciones industriales de tiempo real.

Se mostró que WRTMAC sería apto para implementar un esquema de tiempo real, al poder acotar el mínimo período entre requerimientos de transmisión.

Al evaluar el desempeño sobre patrones de tráfico típicos en redes de aplicación industrial, se pudo observar que WRTMAC presenta un comportamiento determinístico de buen rendimiento. Se determinaron las limitaciones que surgen al aumentar el número de prioridades y también como un agrupamiento de mensajes en clases de prioridad, permitiría mejorar notablemente su desempeño, reduciendo mismo tiempo la complejidad.

En futuros trabajos se intentarán desarrollar estrategias para implementar WRTMAC sobre dispositivos estándar del tipo EDCA.

## Referencias

- [1] Willig A., Matheus K. and Wolisz A. "Wireless Technology in Industrial Networks", Proceedings of the IEEE, Vol. 93, No. 6 (June), pp. 1130-1151 (2005).
- [2] Vanhatupa T., "Design of a Performance Management Model for Wireless Local Area Networks", Tesis Doctoral, December (2008).
- [3] "IEEE Std 802.11e; Part 11: Wireless LAN MAC and Physical Layer (PHY) Specifications and Amendment 8: MAC Quality of Service Enhancements" (2005).
- [4] "IEEE Std 802.11; Part 11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications", 1999, actualización: Junio (2007).
- [5] Vittorio S. and Lo Bello L., "An Approach to Enhance the QoS Support to Real-Time Traffic on IEEE 802.11e Networks", 6th Workshop On Real Time (RTN07) Italy, (2007).
- [6] Ferré P., Doufexi A., Nix A. and Bull D., "Throughput Analysis of IEEE 802.11 and IEEE 802.11e MAC", WCNC 2004, IEEE Communications Society (2004).
- [7] Pereira da Silva M. and Becker Westphall C., "Performance Analysis and Service Differentiation in the MAC SubLayer of IEEE 802.11e Ad Hoc Networks", Proceedings of the Advanced Industrial Conference on Telecommunications, IEEE (2005).
- [8] Bensaou B., Wang Yu and Chi Chung Ko, "Fair Medium Access in 802.11 based Wireless Ad-Hoc Networks", IEEE/ACM The first Annual Workshop on Mobil Ad hoc Networking e Computing (MobiHoc'00), Boston, EUA, August (2000).
- [9] Willing A., "Recent and Emerging Topics in Wireless Industrial Communications: A Selection", IEEE Transactions On Industrial Informatics, Vol. 4, N°. 2, May (2008).
- [10] CAN Specification 2.0, Robert Bosch GmbH, can2spec.pdf (1991).
- [11] Liu and Layland, "Scheduling algorithms for multiprogramming in a hard real-time environment", Journal of the ACM, Vol.20 N° 1, pp. 46-61 Jan. (1973).
- [12] Lehoczky J., L. Sha, and Y. Ding, "The rate monotonic scheduling algorithm: Exact characterization and average case behaviour". Proc. IEEE Real-Time Systems Symposium, pp. 166-171 (1989).
- [13] Katcher, D., S. Sathaye, y J. Strosnider, "Fixed priority scheduling with limited priority levels", IEEE Trans. on Computers, 44, 9, (1996).
- [14] Cayssials R., Orozco J., Santos J. and Santos R., "Rate monotonic scheduling of real-time control systems with the minimum number of priority levels". Proc. 11th Euromicro Conf. on Real Time Systems, IEEE Computer Society Press, 54-59, York, UK, (1999).
- [15] <http://www.isi.edu/nsnam/ns/>