Práctica 2 Conociendo el entorno de un Sistema Operativo en Tiempo Real

# Definición de un sistema de tiempo real [Burns, Welling, 2009]

Todas las interpretaciones de la naturaleza exacta de un sistema de tiempo real tienen en común la noción de tiempo de respuesta – el tiempo que le toma a un sistema para generar una salida a partir de alguna entrada asociada.

Diccionario Oxford de Computación:

“Cualquier sistema en el que el tiempo en el cual se produce la salida es significativo. Esto es usualmente porque la entrada corresponde a algún movimiento en el mundo físico, y la salida tiene que relacionarse con ese mismo movimiento. El retardo entre el tiempo de aplicación de la entrada y el tiempo de aparición de la salida debe ser suficientemente pequeño para que la puntualidad sea aceptable.”

La palabra puntualidad debe ser interpretada en el contexto del sistema total. Por ejemplo, en un sistema de guía de misil, la salida es requerida dentro de unos cuantos milisegundos, mientras que, en una línea de ensamble de autos, la respuesta podría ser requerida solamente dentro de un segundo.

En un sentido general, las definiciones de sistema de tiempo real cubren un rango amplio de actividades de computadora. Los sistemas de tiempo real se distinguen de otros sistemas en los que la respuesta a tiempo es importante pero no crucial. Consecuentemente, el funcionamiento correcto de un sistema de tiempo real depende no solamente del resultado lógico de la computación, sino también del tiempo en el cual se producen los resultados. Los practicantes en el campo del diseño de sistemas de computadora de tiempo real frecuentemente distinguen entre sistema de tiempo real **estrictos** y sistemas de tiempo real **suaves** (**hard** and **soft** **real-time systems**). Los sistemas de tiempo real estrictos son aquellos en donde es absolutamente imperativo que la respuesta ocurra dentro del tiempo límite (deadline). Los sistemas de tiempo real suaves son aquellos donde los tiempos de respuesta son importantes pero el sistema aún funcionará correctamente si ocasionalmente no se cumple con los plazos de finalización (deadline). Los sistemas suaves se pueden distinguir de los sistemas interactivos en los cuales no hay deadlines explícitos. Por ejemplo, el sistema de control de vuelo de una aeronave de combate es un sistema de tiempo real estricto porque un deadline incumplido podría conducir a una catástrofe, mientras que un sistema de adquisición de datos para una aplicación de control de proceso es suave, dado que podría estar definido para muestrear un sensor de entrada a intervalos regulares, pero para tolerar retardos intermitentes.

En un sistema de tiempo real (estricto o suave), usualmente la computadora tiene una interface directamente a algún equipo físico y está dedicada a monitorear o controlar la operación de ese equipo. Una característica de este tipo de aplicaciones es el rol de la computadora como un componente de procesamiento de información dentro de un sistema de ingeniería más grande. Esta es la razón por la que tales aplicaciones son conocidas como sistemas de computadoras inmersas.

Otra forma de clasificar el rol que tiene el tiempo en los sistemas de tiempo real es distinguir entre **reactive systems** y **time-aware systems**. Los time-aware systems hacen referencias explícitas al marco de tiempo del ambiente circundante –los valores de tiempo absoluto deben estar disponibles para el sistema. Un reactive system típicamente tiene que ver con tiempos relativos, por ejemplo, una salida tiene que ser producida a no más de 50 ms de una entrada asociada. Frecuentemente los sistemas reactivos también son sistemas de control y por lo tanto necesitan estar sincronizados con su ambiente.

Los reactive systems frecuentemente son estructurados para ser disparados por tiempo (**time-triggered**). Todas las actividades de computación son periódicas en el sentido de que tienen un tiempo de ciclo definido, por ejemplo, 50 ms, y su ejecución es liberada por un reloj interno. La alternativa a time-triggered es **event-triggered** en la cual el ambiente explícitamente controla (tal vez a través de una interrupción) la liberación de la ejecución de alguna actividad software. Estas actividades son denominadas **aperiódicas**, y son llamadas **esporádicas** si hay una cota sobre qué tan frecuentemente el evento liberador puede ocurrir en algún intervalo de tiempo. Muchos sistemas contendrán actividades periódicas y esporádicas. Sin embargo, algunos enfoques de diseño restringen la arquitectura del software de tal manera que hay solamente actividades time-triggered; y se utiliza una técnica denominada polling para gestionar eventos (esto es, examinados a través de una actividad periódica).

En un sentido amplio [Burns, Welling, 2009], los sistemas de tiempo real incluyen **reactive systems** y **time-aware systems** que pueden tener invocaciones de trabajo **time-triggered** y **event-triggered**. En un sistema de tiempo real se tienen actividades **periódicas**, **aperiódicas** y **esporádicas**.

# Sistemas Operativos de tiempo real

Como se mencionó antes, muchos sistemas de tiempo real están compuestos de tareas de tiempo real estricto y tareas de tiempo real suave. Si esas tareas tienen un propósito único, se pueden implementar como segmentos de programa semi-independientes. En tal caso, la lógica de utilización del procesador tiene que estar dentro de las tareas de aplicación. Las implementaciones de este tipo, típicamente toman la forma de un ciclo de control que continuamente revisa qué tarea ejecutar. Tales técnicas sufren de numerosos problemas y no representan una solución para aplicaciones de tiempo real regulares. Además, complican el mantenimiento y la reutilización del software.

Un Sistema Operativo de Tiempo Real (SOTR) es un sistema operativo dedicado completamente diseñado para superar las restricciones de tiempo de un sistema de tiempo real. Un SOTR, como cualquier otro sistema operativo proporciona un ambiente en el cual se puede ejecutar programas de una manera conveniente y estructurada, pero sin el riesgo de incumplir con las restricciones de tiempo real.

## En general, los beneficios de usar un SOTR son:

-Un SOTR elimina la necesidad de asignación del procesador en el software de aplicación.

-Las modificaciones o adiciones de tareas completamente nuevas pueden ser hechas en el software de aplicación sin afectar requerimientos críticos de respuesta del sistema.

-Además de manejar la ejecución de tareas, la mayoría de los SOTR también proporcionan facilidades que incluyen comunicación entre tareas, sincronización de tareas, temporizadores, administración de memoria, etc.

-Un SOTR oculta detales específicos del hardware subyacente al usuario ofreciendo un ambiente de tiempo de ejecución que es completamente independiente del procesador objetivo.

## Respuesta de tiempo real de un SOTR

Los SOTR deben ser expulsivos (preemtive). Un SOTR expulsivo garantiza que una tarea de prioridad más alta puede interrumpir una tarea de prioridad más baja. Por supuesto, hay estados en los cuales no se permite que esto pase. Por ejemplo, cuando se están manejando interrupciones, mientras el SOTR está manejando el scheduler, o mientras el SOTR está accediendo a sus secciones críticas internas. Esos estados son llamados ‘system locks’. En todos los otros casos, la expulsión debe ser permitida. Obviamente, siempre que el sistema sale de uno de esos system locks, una prueba debe determinar si la tarea actual debe ser expulsada por otra tarea con prioridad más alta. Fuera de un system lock, la expulsión sucede automáticamente como parte del servicio de interrupción que causa que una tarea de prioridad más alta se convierta en ejecutable (esto también es llamado ‘event-driven preemtion’).

A diferencia de los sistemas operativos de escritorio en los cuales el código de aplicación corre en modo usuario y el código de kernel corre en modo kernel (modo privilegiado), las tareas de tiempo real estricto siempre corren en modo kernel. De esta forma, las tareas de tiempo real estricto siempre pueden interceptar interrupciones (event-driven preemtion) y pueden invocar llamadas al sistema muy rápido porque no es necesario usar costosas interrupciones software y cambios de contexto para switchear entre el modo kernel y el modo usuario (y viceversa). Para una tarea de tiempo real estricto una llamada al sistema ya no es una trampa software sino una llamada a función.

## Compartición de memoria y otros recursos

Las tareas de tiempo real estricto tienen acceso privilegiado al espacio de memoria completo sin aislamiento de direcciones o protección de memoria. En sistemas de tiempo real estricto, se supone que todo el código de aplicación es de tiempo real estricto, lo cual efectivamente significa que todas las tareas y el sistema operativo comparten el mismo espacio de direcciones físicas. Conceptos usuales, tales como procesos (UNIX) o mecanismos unidad de administración de memoria (MMU), simplemente no existen en este contexto. O, equivalentemente, podríamos decir que, en sistemas de tiempo real estricto, todas las tareas comparten la información de estado de un solo proceso, y todas las tareas comparten la memoria y otros recursos directamente. El cambio de contexto entre tareas en un sistema de tiempo real estricto es mucho más rápido que el cambio de contexto entre procesos.

Entonces, una tarea de tiempo real podría fácilmente sobrescribir el espacio de direcciones de otra tarea y/o el sistema operativo. Durante la fase de desarrollo, siempre se debe estar al tanto del problema de corrupción de datos (desbordamientos de pila de hilo –thread stack--, o accesos de memoria basados en apuntador incorrecto). Estos tipos de errores de programación típicamente son extremadamente difíciles de detectar y provocarán fallas críticas una vez que el sistema completo ha sido desplegado en el campo.

## ¿Qué es POSIX?

Aunque se originó para referirse al original IEEE Std 1003.1-1998, el nombre POSIX más correctamente se refiere a la familia de estándares relacionados: IEEE Std 1003.n (donde n es un número). POSIX es desarrollado por el Portable Applications Standard Committe (PASC) de la IEEE Computer Society.

POSIX está basado en UNIX, una tecnología bien establecida que data de principios de los 1970s, y define una forma estándar en la que las aplicaciones hacen interface con el sistema operativo.

Entonces, POSIX es un conjunto de libros que especifican APIs, no es una pieza de código ni un sistema operativo. Los estándares POSIX no especifican como se deben implementar los servicios de un SOTR, solo especifican sus semánticas. Los implementadores pueden elegir su implementación siempre y cuando sigan la especificación de la interface.

Los estándares POSIX pueden ser agrupados en tres categorías:

* **Base standards**. Estos estándares definen las interfaces de sistema relacionadas a diferentes aspectos del sistema operativo. El estándar especifica la sintaxis y la semántica de las interfaces de sistema de tal manera que programas de aplicación pueden invocar directamente servicios del sistema operativo.

POSIX.1 es el System Interface, el estándar de referencia básico. La versión mas reciente de POSIX.1 es el IEEE Std 1003.1 2013 Edition.

* **Language bindings**. Estos estándares proporcionan las interfaces reales para diferentes lenguajes de programación: C, Ada, Fortran 77, Fortran 90, …
* **Operating system environment**. Estos estándares incluyen una guía para el ambiente POSIX y perfiles de aplicación (application profiles). Un perfil de aplicación es una lista de estándares POSIX que son requeridos para un cierto ambiente de aplicación, junto con las opciones y parámetros de esos estándares cuyo soporte es requerido para un ambiente de aplicación. Los perfiles de aplicación son medios muy importantes para conseguir un número pequeño de tipos bien definidos de implementaciones de sistema operativo apropiados para ambientes de aplicación particulares.

POSIX.13 es el estándar que describe los Perfiles de ambiente de Aplicación de Tiempo-Real (Real-Time Application Environment Profiles). Uno de los POSIX.13 más recientes es el POSIX.13 IEEE Std 1003.13-2003 edition.

## POSIX Real-time Profiles

El conjunto completo de servicios POSIX es útil para aplicaciones grandes, pero el conjunto es considerado demasiado grande para la mayoría de los sistemas inmersos. Los sistemas inmersos usualmente tienen requerimientos de memoria ajustados, podrían no tener capacidades de manejo de memoria, y podrían no tener una memoria para implementar el sistema de archivo UNIX.

Por estas razones, el estándar POSIX reconoce la necesidad de la creación de subconjuntos de los servicios de sistema operativo. Estos deben ser subconjuntos estándar que permitan la portabilidad de aplicaciones de una implementación a otra.

El estándar IEEE1003.13 (POSIX.13, 2003) describe cuatro Perfiles de Ambiente de Aplicación de tiempo-real (real-time Application Environment Profile) (AEPs) y sus requerimientos de hardware mínimos:

Minimal Real-time System AEP (PSE51)

Real-time Controller System AEP (PSE52)

Dedicated Real-time System AEP (PSE53)

Multi-Purpose Real-time System AEP (PSE54)

Cada perfil es una extensión del perfil previo. Para más detalles véase el IEEE Std 1003.13 – 2003 IEEE Standard for InformationTechnology – Standardized Application Environment Profile (AEP) – POSIX Realtime and Embedded Application Support.

## Diferencias entre un kernel de tiempo real y un kernel normal

Un sistema operativo (SO) de tiempo real [Dietrich y Walker, 2015] es un SO que se construye para aplicaciones de tiempo real. Las aplicaciones de tiempo real usualmente tienen dos requerimientos de tiempo muy estrictos: tiempo de respuesta rápido y plazo de finalización (deadline) garantizado. Específicamente, un SO de tiempo real debe ser capaz de

* Responder a peticiones de interrupción de eventos de tiempo real dentro de un tiempo límite muy corto.
* Completar un servicio pedido dentro de un cierto tiempo límite, conocido como plazo de finalización (deadline) de tarea.

Si un sistema siempre puede cumplir estos requerimientos críticos, entonces el sistema es llamado **sistema de tiempo real estricto**. Si un sistema solo puede cumplir estos requerimientos la mayor parte del tiempo, pero no siempre, entonces el sistema es llamado **sistema de tiempo real suave**. Para poder cumplir con esos requerimientos de tiempo críticos, un sistema de operativo de tiempo real usualmente es diseñado con las siguientes capacidades.

* Latencia de respuesta de interrupción y tiempo de cambio de tarea (task switch) mínimos: un kernel de SO de tiempo real no debe enmascarar interrupciones por periodos de tiempo largos. El código usado para implementar regiones críticas y cambio de tareas (task switching) debe ser muy corto. Todas las regiones críticas deben ser tan cortas como sea posible.
* Un scheduler de tareas avanzado: el scheduler debe soportar planificación de tareas expulsiva con un algoritmo de planificación adecuado basado en el plazo de finalización (deadline), tal como el algoritmo Earliest Deadline First (EDF) [Liu y Layland, 1973]. La planificación (o scheduling) expulsiva permite que tareas de prioridad más alta expulsen tareas de prioridad más baja en cualquier momento. Este tipo de planificación es una condición necesaria, aunque no suficiente, para operaciones de tiempo real. Sin planificación expulsiva sería imposible cumplir con los deadlines de tareas.
* Para asegurar respuesta rápida, las tareas en un SO de tiempo real usualmente no tienen un modo de usuario separado. Todas las tareas corren en el mismo espacio de direcciones del kernel del SO.

Debido a sus requerimientos y objetivos únicos, el diseño e implementación de sistemas operativos de tiempo real difiere del de sistemas operativos de propósito general. Sin embargo, en ambos casos, también existen muchas cosas en común, especialmente en el área de sincronización de procesos, tales como, regiones críticas, protección de estructuras de datos para soportar ejecuciones concurrentes, prevención de deadlocks y de condiciones de carrera, etc.

# Algoritmos de planificación

Un sistema de tiempo real se caracteriza por la fuerte interacción que mantiene con el entorno que le rodea, debiendo responder a diferentes eventos generados por éste en unos plazos de tiempo preestablecidos. La naturaleza compleja y concurrente del entorno, conduce a la utilización de arquitecturas de software concurrente para los sistemas de tiempo real. En este tipo de arquitecturas, el sistema global se divide en un conjunto de actividades concurrentes, denominadas tareas, cada una de ellas encargada de responder a un determinado evento o conjunto de eventos generados por el entorno. El software producido siguiendo este modelo será más próximo al sistema real, resultando más sencillo y comprensible.

Dado que el número máximo de tareas que es posible ejecutar simultáneamente en una computadora es limitado (como máximo igual al número de procesadores), es necesario definir un conjunto de reglas que permitan determinar qué tarea o tareas deben ser ejecutadas en cada momento. Estas reglas constituyen los denominados algoritmos o políticas de planificación, y de su elección depende en gran medida el que se satisfagan o no las restricciones temporales impuestas al sistema.

Los sistemas operativos de tiempo real utilizan algoritmos de planificación en tiempo de ejecución basados en prioridades, en los que los problemas de contención de recursos se resuelven en el instante que se producen, eliminándose la necesidad de que exista un plan de ejecución previo. En dichos algoritmos, a cada tarea le es asignada una prioridad y, en función de ella, se resuelven los posibles conflictos de utilización del procesador y de los demás recursos del sistema.

Dependiendo de si la prioridad de las tareas es constante o cambia en función del estado del sistema los algoritmos de planificación en tiempo de ejecución se dice que están basados en prioridades estáticas o dinámicas. Además, sea cual sea el tipo de prioridades, puede diferenciarse entre políticas expulsivas y no expulsivas: en una política de planificación no expulsiva la tarea en posesión del procesador no verá detenida su ejecución hasta que así lo desee o bien hasta que se bloquee al tratar de acceder a algún recurso no disponible en ese momento. Por el contrario, en una política expulsiva una tarea perderá la posesión del procesador en el momento en que aparezca otra tarea de mayor prioridad lista para ejecutar. El planificador no expulsivo es más sencillo de implementar, aunque a cambio, presenta la importante desventaja de que su uso puede provocar retrasos importantes en la ejecución de las tareas más prioritarias.

En los sistemas inmersos las prioridades estáticas son mucho más utilizadas que las dinámicas. Ello se debe a: que la sobrecarga causada por el algoritmo suele ser menor para este tipo de políticas, que su base teórica fue desarrollada con anterioridad y, a que son estables ante sobrecargas del sistema. Por otro lado, los algoritmos de planificación basados en prioridades dinámicas presentan dos importantes ventajas: aprovechan al máximo la potencia del procesador, de forma que con ellos son planificables conjuntos de tareas que no lo serían de haber utilizado otros algoritmos (en particular los basados en prioridades estáticas), y se adaptan muy bien a entornos altamente dinámicos en los que la carga del sistema no puede ser conocida de antemano. Estas ventajas, junto con el aumento de la potencia de los procesadores y el desarrollo de la base teórica necesaria, permiten que en la actualidad pueda resultar práctica y factible la utilización de este tipo de algoritmos en sistemas inmersos.

El más importante de los algoritmos basados en prioridades dinámicas es el EDF (“Earliest Deadline First”) [Liu, Layland], en el que la prioridad de una tarea es tanto mayor cuanto más cercano se encuentre el instante en que finaliza su plazo de ejecución, o lo que es lo mismo, cuanto más cerca se encuentre de incumplir los requisitos temporales marcados para ella. El plazo de ejecución de una tarea no es un valor constante: cuando la tarea finaliza el trabajo correspondiente a una activación, su plazo pasa a ser el referido a la activación siguiente. Con esta política una tarea se mantendrá en ejecución hasta que se bloquee, finalice el trabajo correspondiente a la presente activación o sea expulsada como consecuencia de la activación de otra tarea con un plazo de finalización más cercano.

## Ejemplo de una política definida en aplicación

El siguiente ejemplo muestra el código de un conjunto de hilos periódicos (tareas periódicas) planificados bajo una política de planificación EDF (archivos examples/appsched/edf\_sched.c y examples/appsched/edf\_threads.c).

Las tareas pueden estar en uno de los siguientes tres estados: ACTIVE, cuando se encuentra ejecutando o en disposición de hacerlo; BLOCKED, cuando su ejecución ha sido detenida porque ha tratado de acceder a algún recurso no disponible en ese momento; TIMED, cuando ha terminado su ejecución actual y está esperando por su próximo periodo.

typedef enum { ACTIVE, BLOCKED, TIMED } th\_state\_t;

El planificador EDF usa una estructura autoreferenciada para manejar los datos de las tareas

typedef struct thread\_data {

struct thread\_data \*next;

th\_state\_t th\_state;

struct timespec period;

struct timespec next\_deadline; /\* absolute time \*/

int id;

timer\_t timer\_id;

pthread\_t thread\_id;

} thread\_data\_t;

El planificador, también tiene una lista de hilos que son registrados para ser planificados por él.

list\_t RQ = NULL;

Una variable entera inicializada a 1, para asignar diferentes identificadores a cada hilo.

int threads\_count = 1;

Un apuntador a thread\_data\_t para indicar el hilo actualmente elegido para ejecutar.

thread\_data\_t \*current\_thread = NULL;

El planificador usa las siguientes operaciones que se han definido como parte de esta implementación EDF:

La función schedule\_next() usa la lista de hilos registrados para obtener el hilo más urgente (el hilo/tarea con plazo de finalización más próximo), si la lista RQ no estaba vacía y el hilo más urgente es distinto del hilo actual (el hilo en ejecución actualmente), imprime “Activate:” seguido del id del hilo más urgente y con la función posix\_appsched\_actions\_addactivate() se cambia el estado de hilo/tarea más urgente a ACTIVE. Si el hilo/tarea current\_thread es distinto de NULL y su estado no es BLOCKED, se imprime “Suspend:” seguido del id del hilo current\_thread; entonces, con la función posix\_appsched\_actions\_addsuspend() se suspende el hilo/tarea a la que apunta current\_thread. Finalmente, se hace current\_thread igual al hilo/tarea más urgente obtenido de la lista RQ.

La función add\_to\_list\_of\_threads() agrega un nuevo hilo o tarea a la lista de hilos a planificar. Con la función pthread\_getappschedparam() se obtienen en la struct edf\_sched\_param param, los parámetros de planificación, se configuran señales relacionadas con el uso de un temporizador; y se asigna un temporizador llamando a la función timer\_create(). Después de algunos ajustes más, relacionados con el temporizador asignado, se imprime el mensaje “ Add new thread ” junto con el id del hilo/tarea agregado y el periodo del mismo.

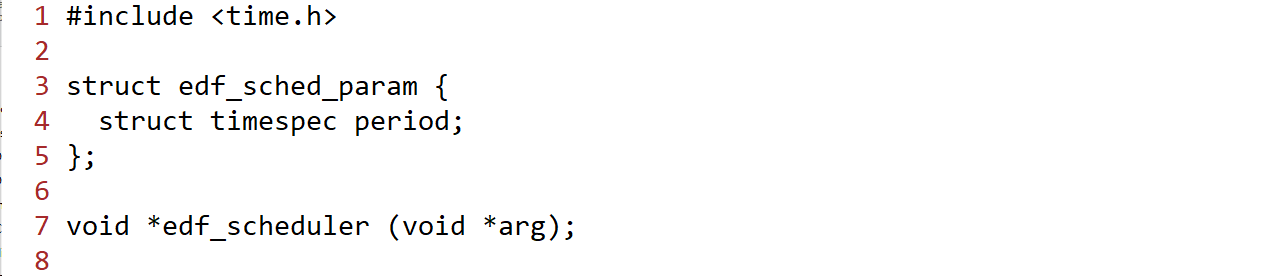
La función eliminate\_from\_list\_of\_threads() elimina un hilo terminado de la lista de hilos a planificar RQ.

La función make\_ready() cambia el estado de un hilo a ACTIVE.

La función make\_blocked() cambia el estado de un hilo a BLOCKED.

La función make\_timed() cambia el estado de un hilo a TIMED.

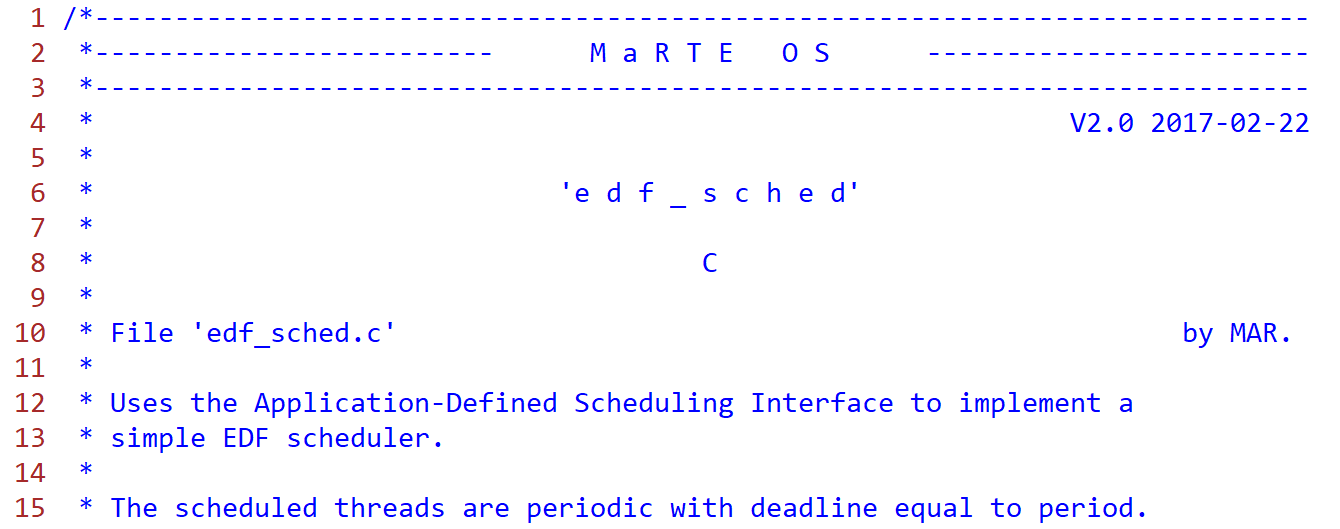
El código del archivo examples/appsched/edf\_sched.h es el siguiente:

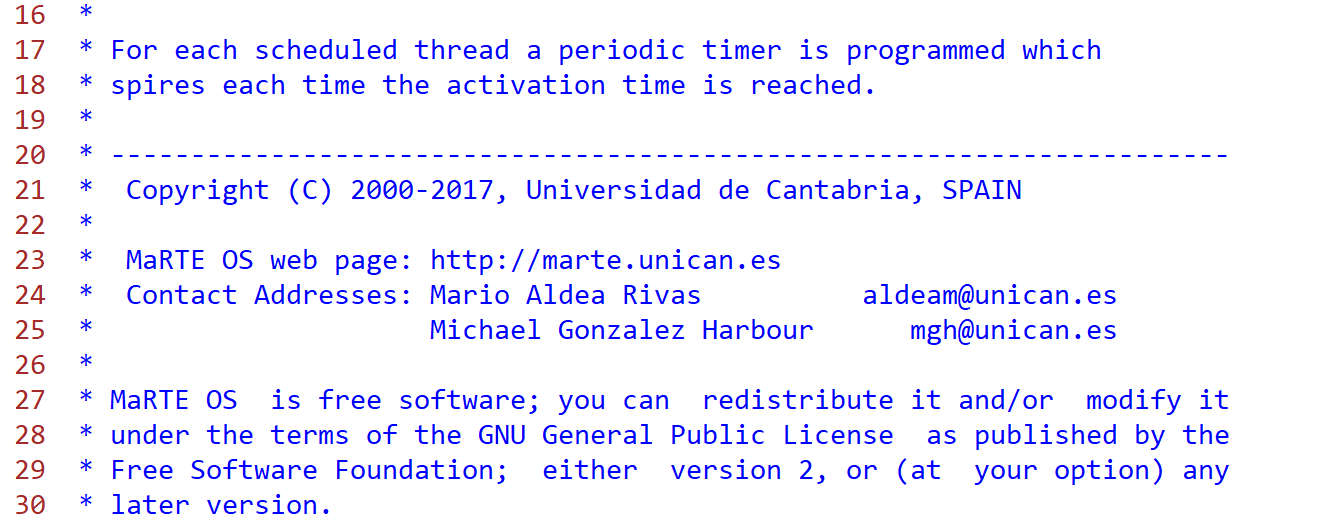


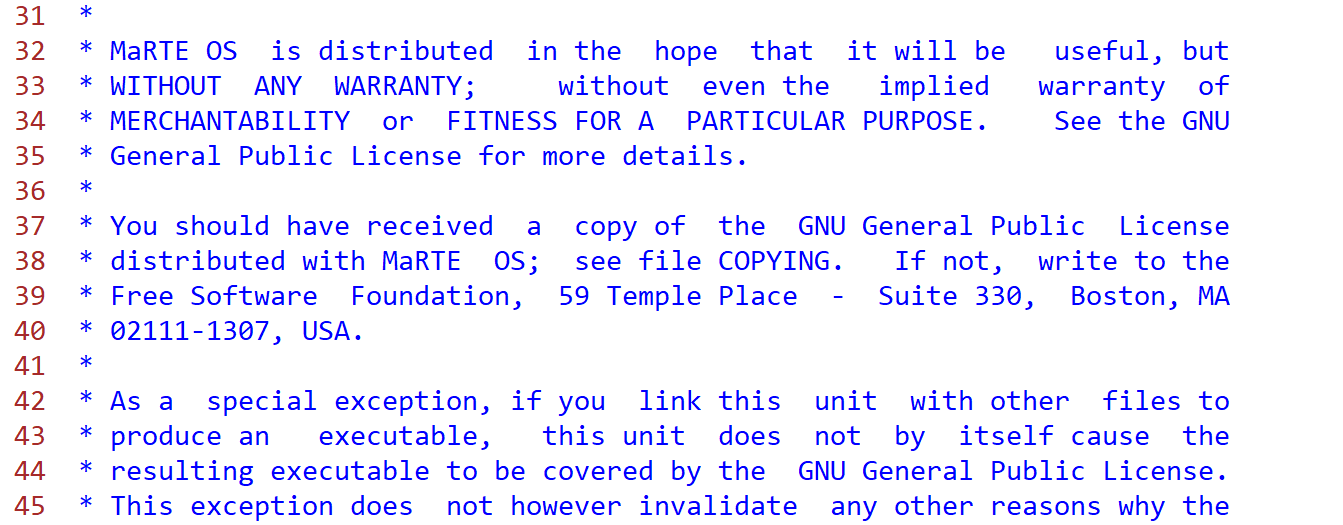
Archivo examples/appsched/edf\_sched.h

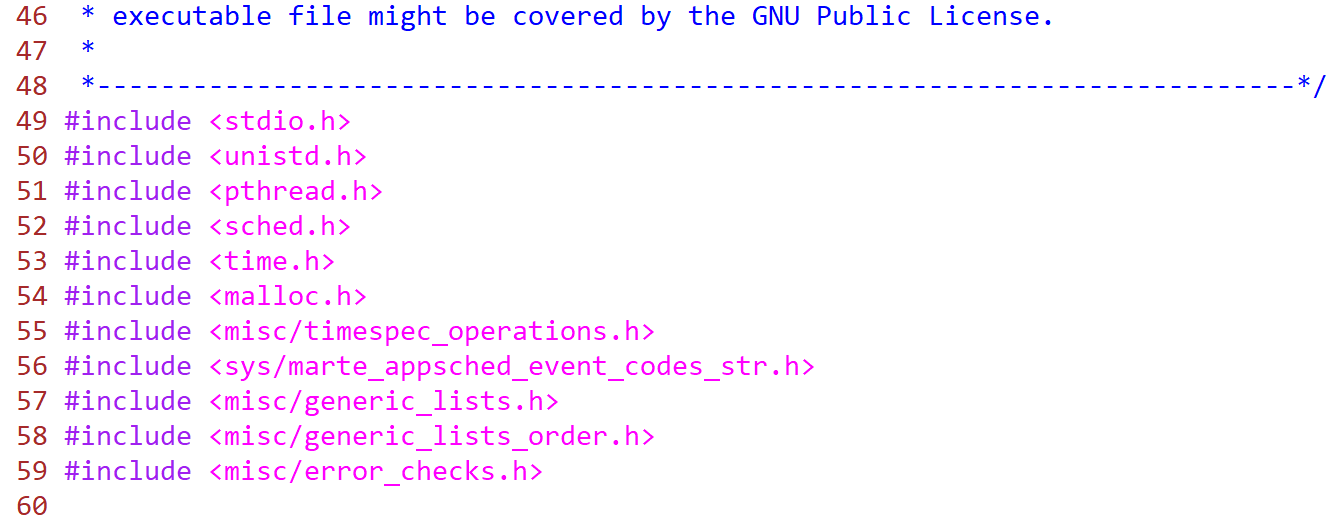
En el archivo examples/appsched/edf\_sched.c se usa la interface (de MaRTE OS) de scheduling definida en aplicación para implementar un scheduler EDF simple. Los hilos planificados son periódicos con plazo de finalización igual al periodo. Para cada hilo planificado se programa un temporizador periódico el cual expira cada vez que se alcanza el tiempo de activación.

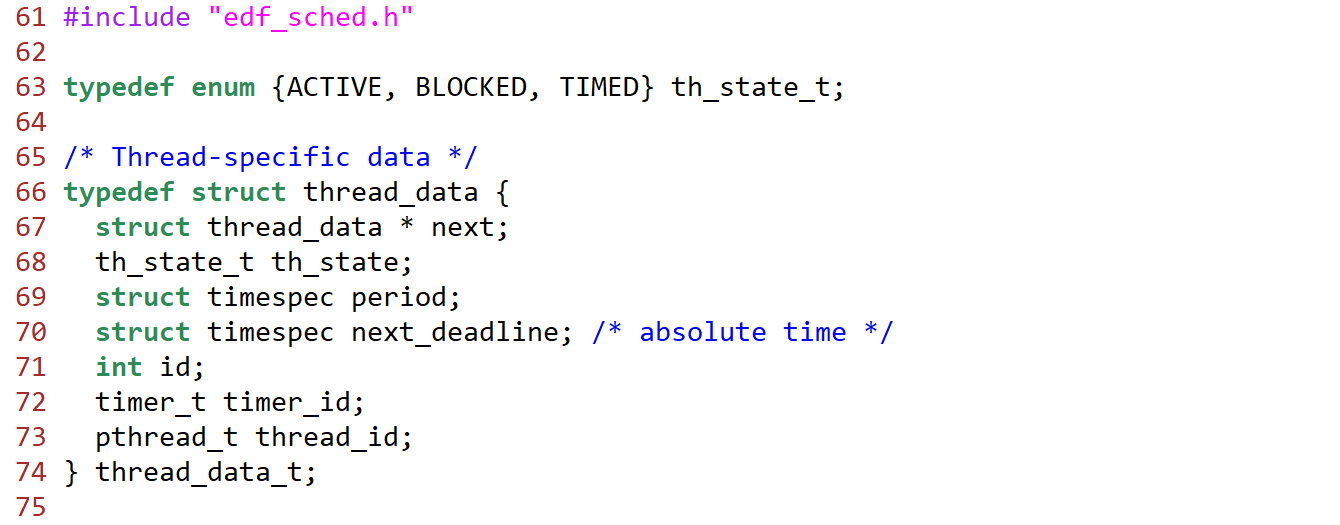
El código del archivo examples/appsched/edf\_sched.c es el siguiente:

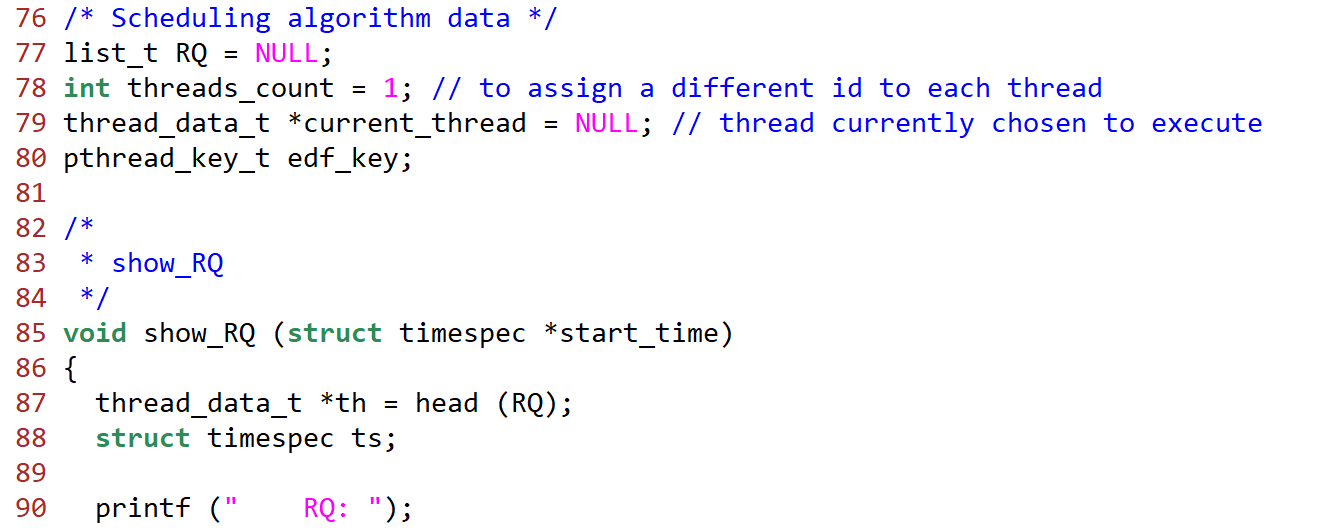


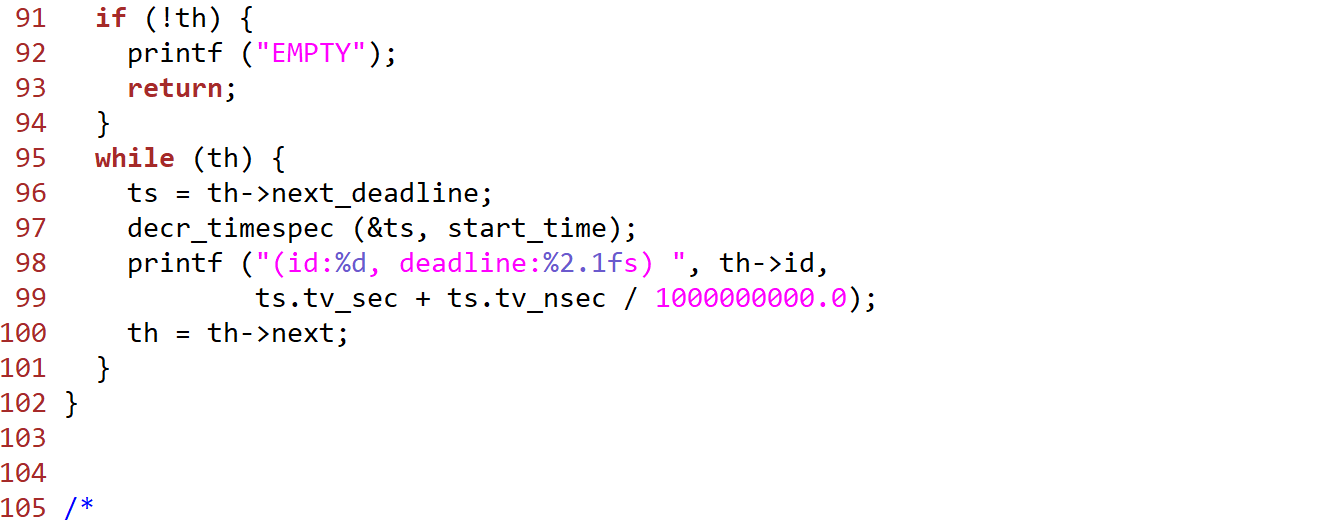


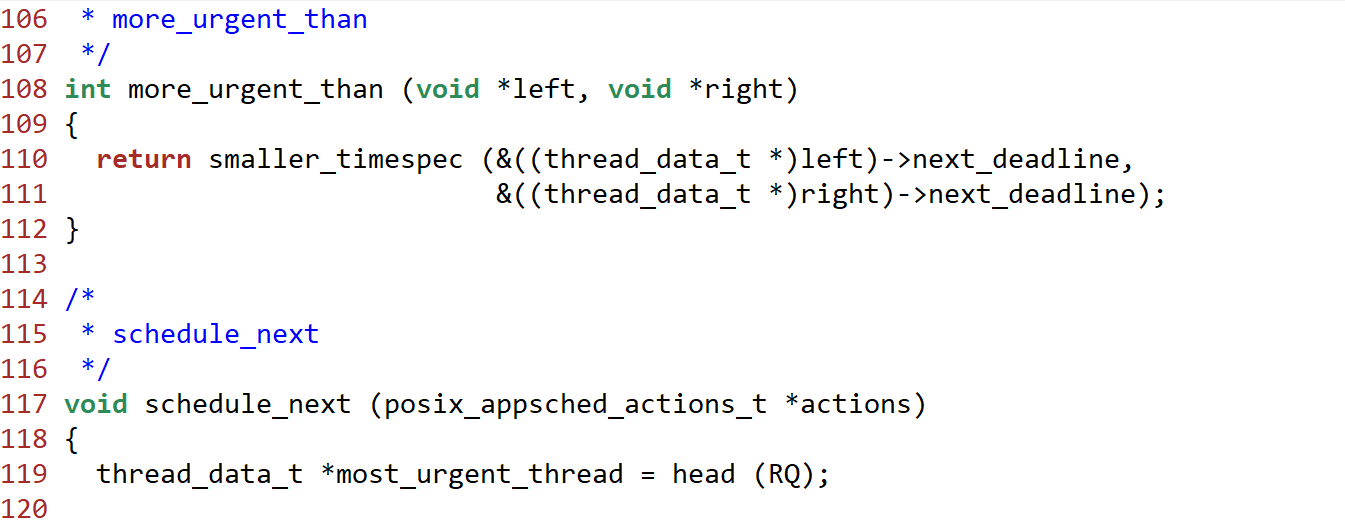


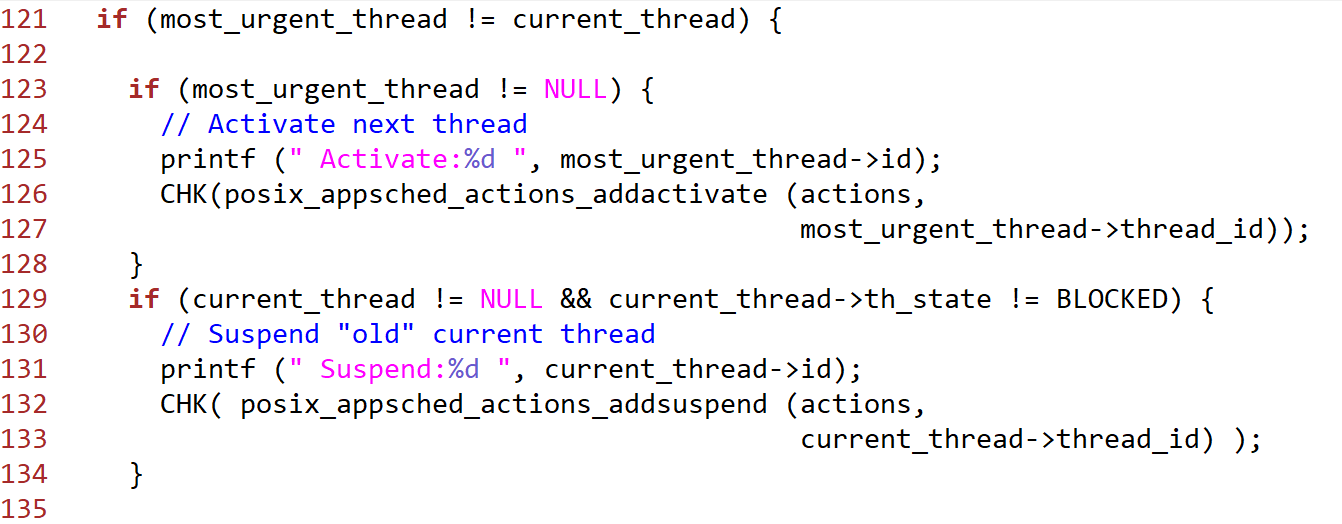


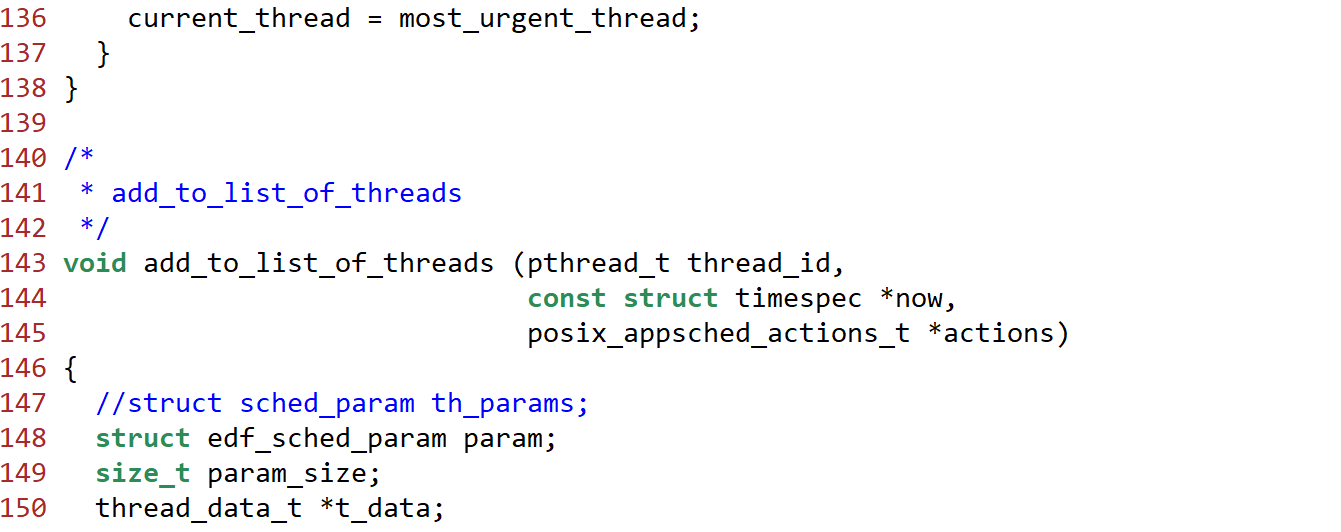


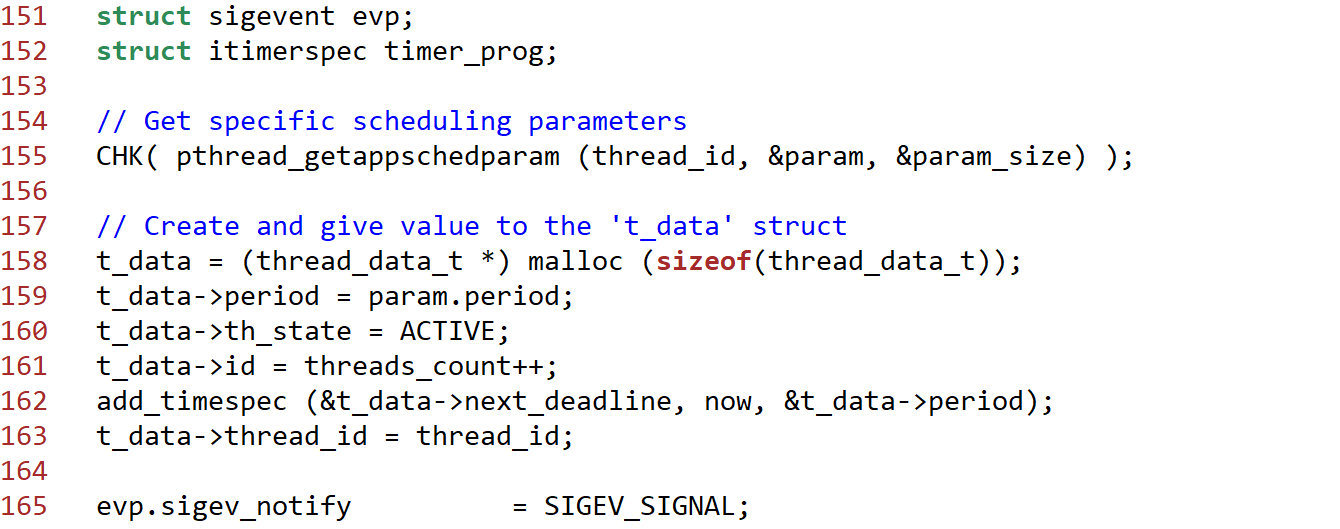


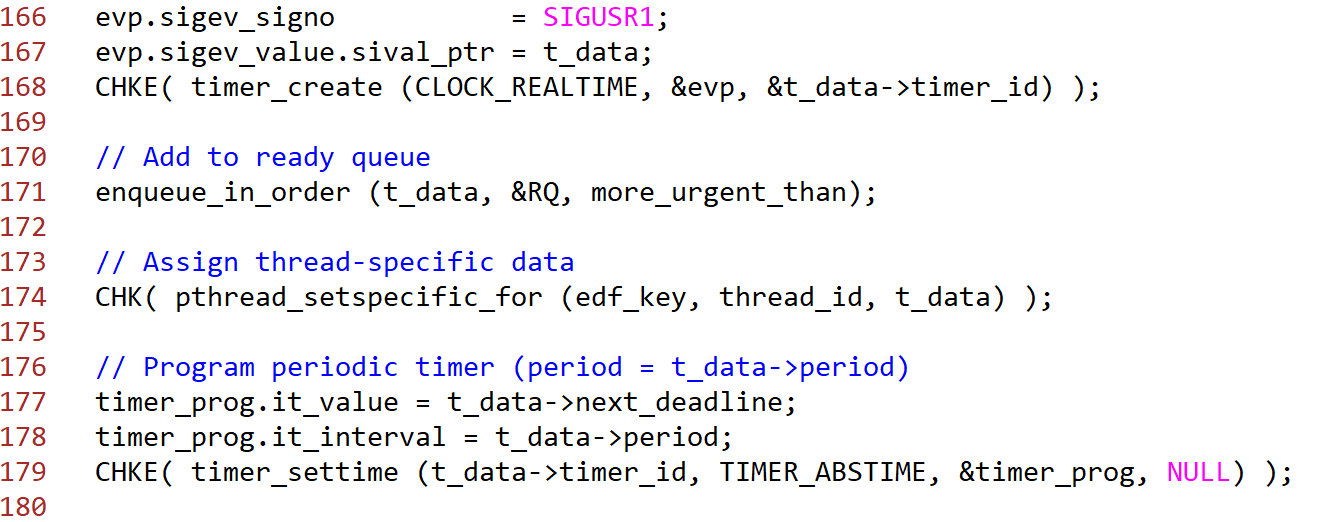


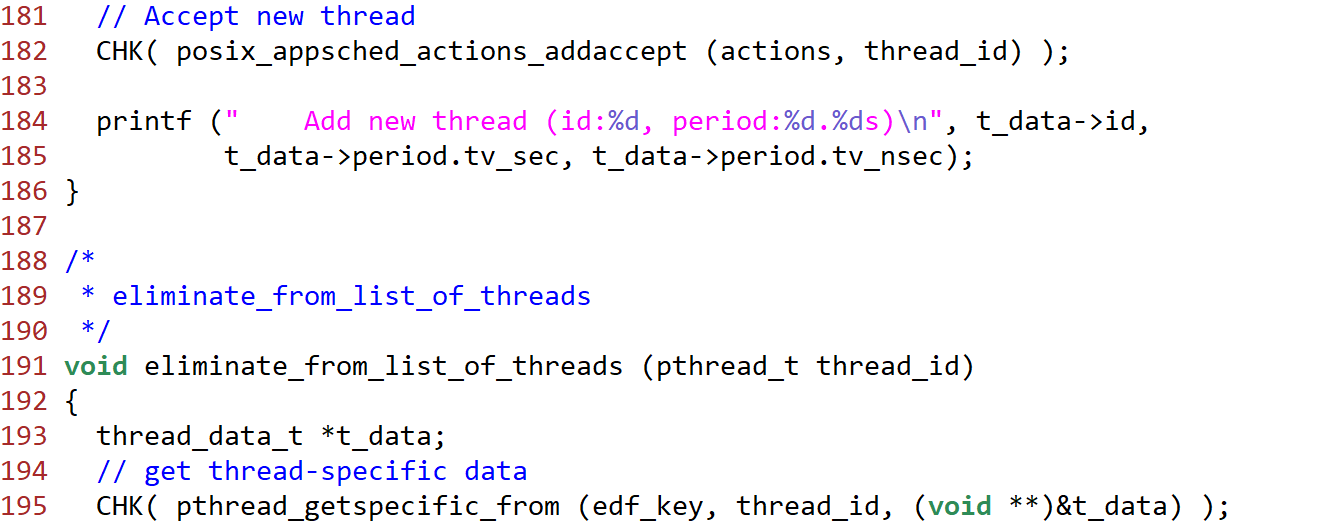


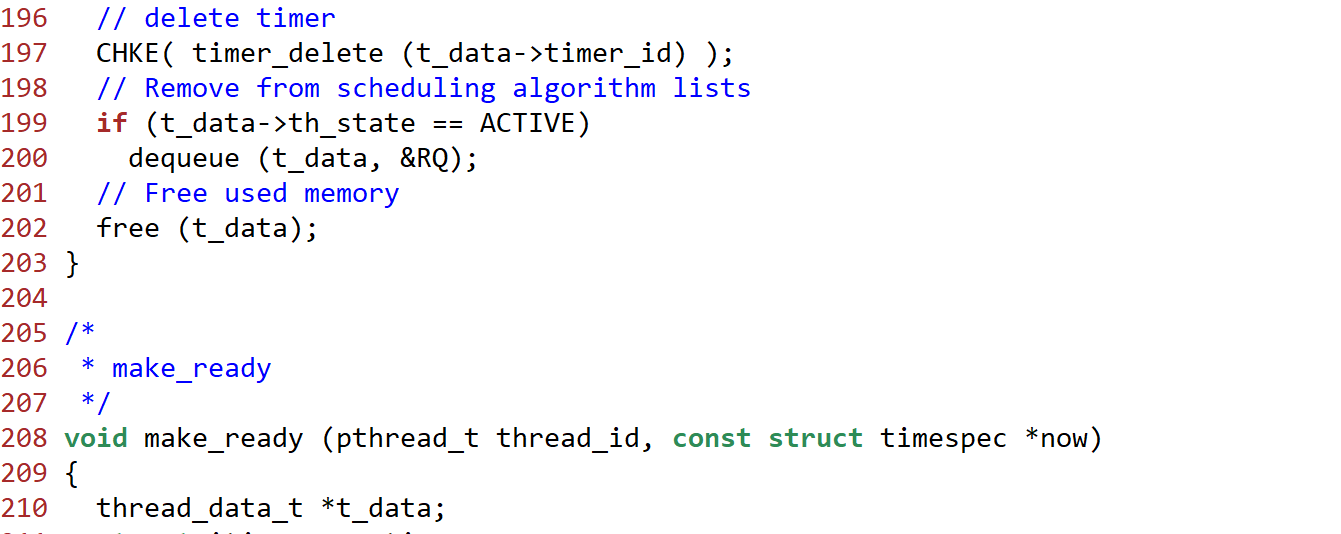


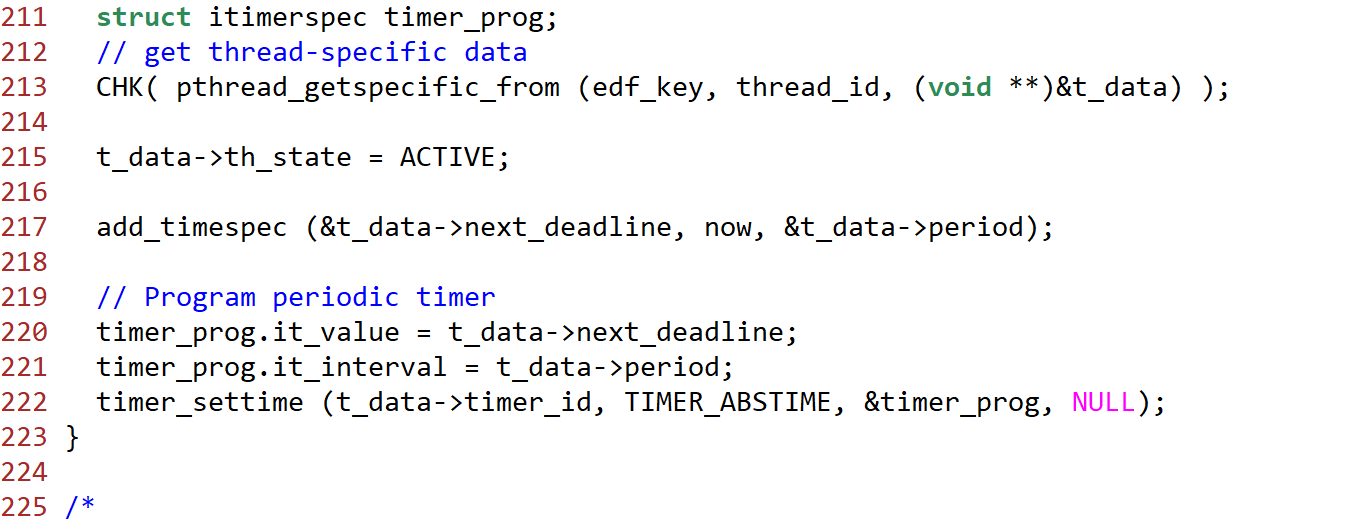


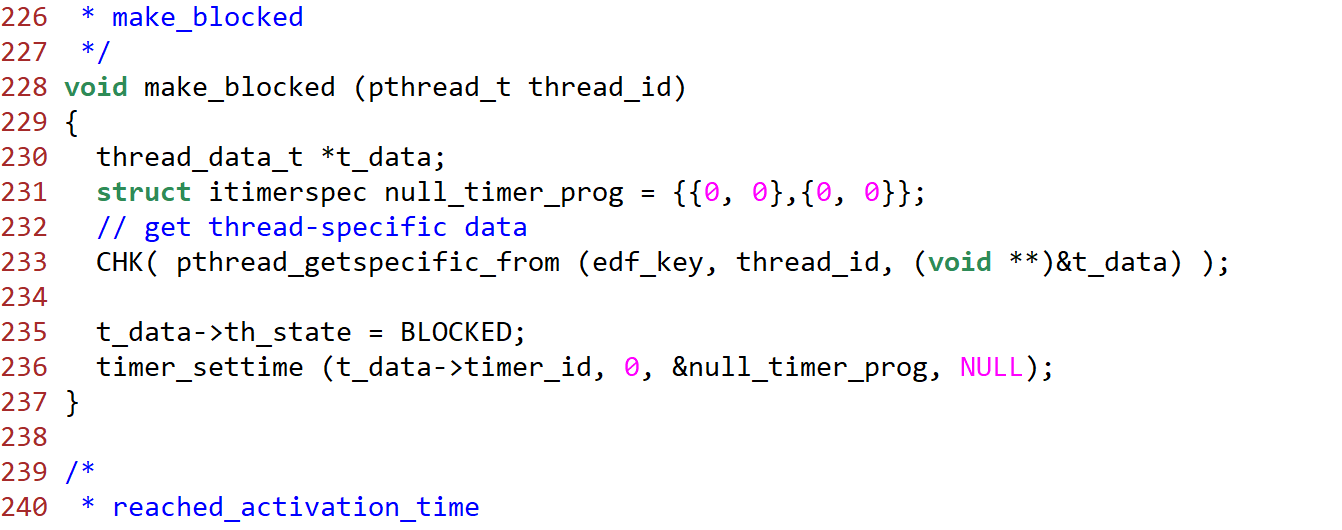


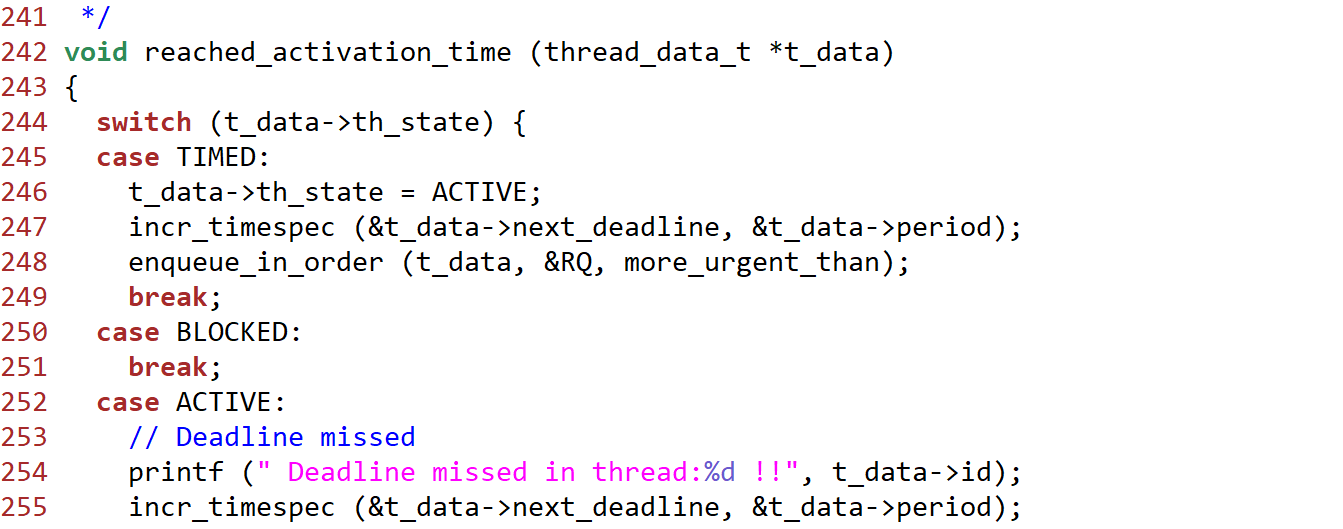


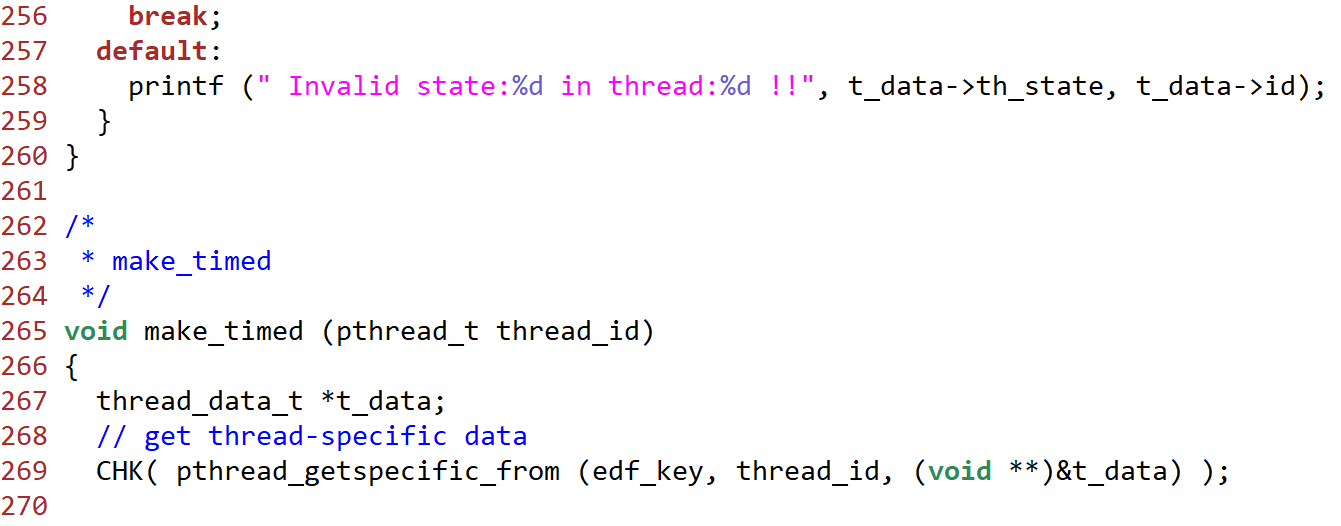


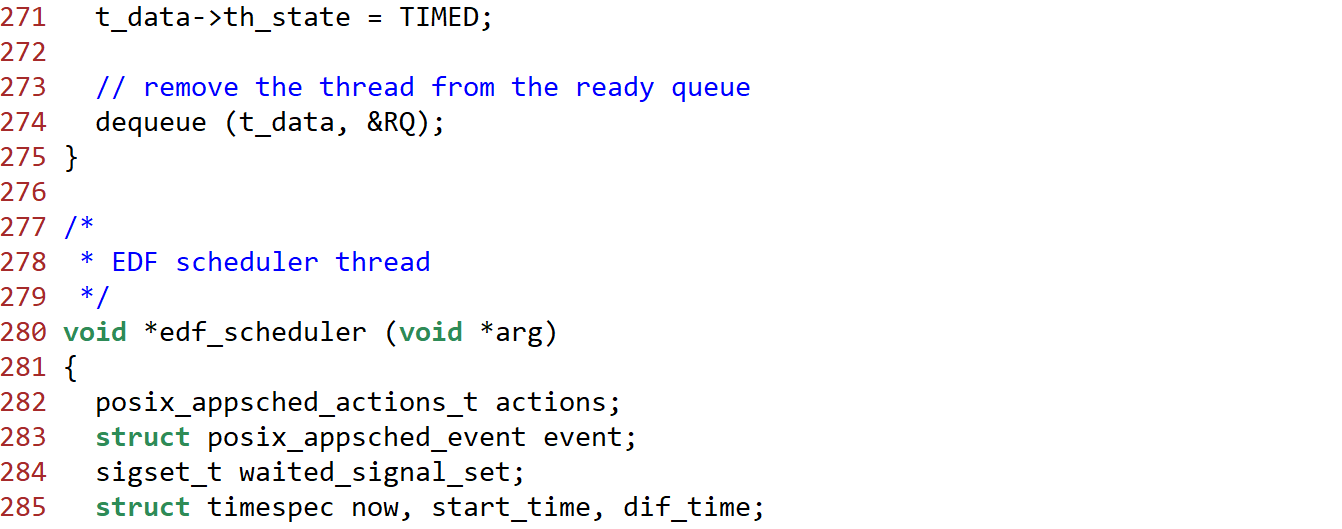


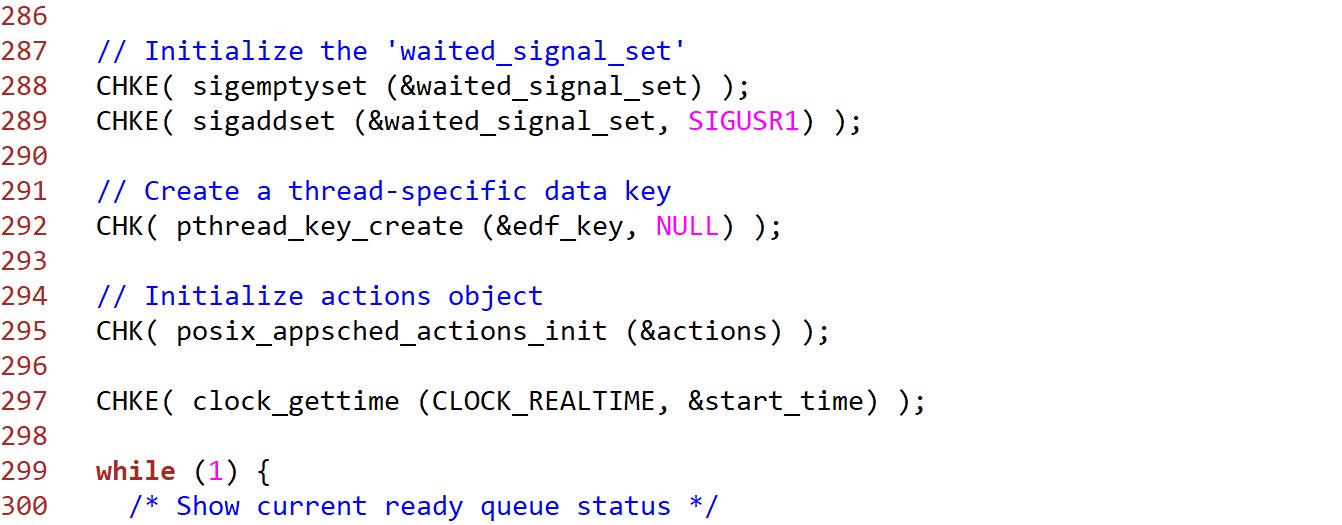


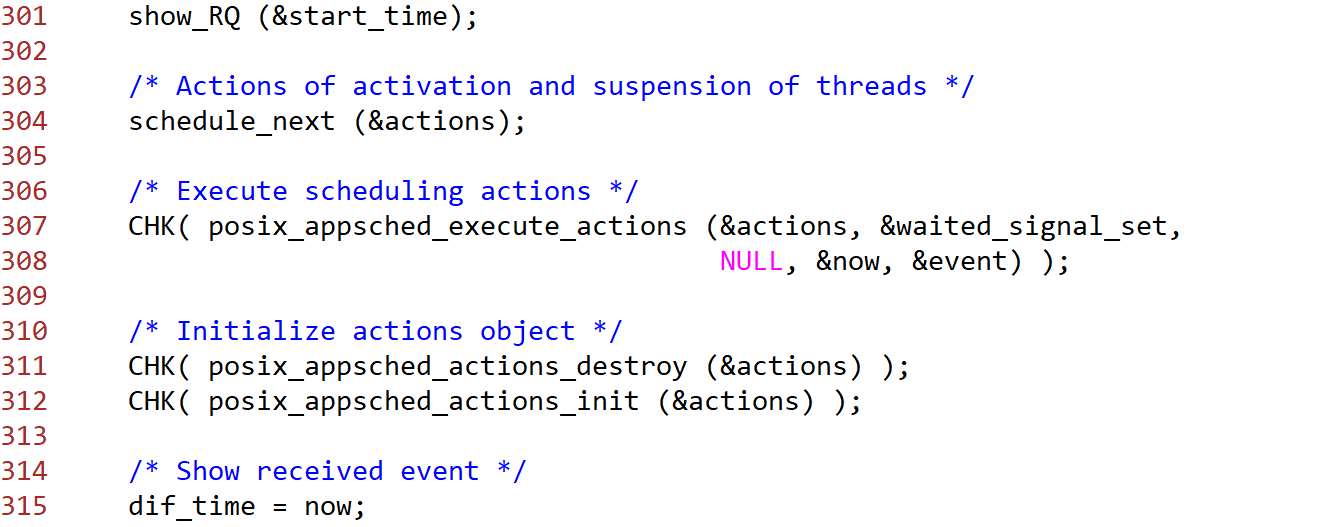


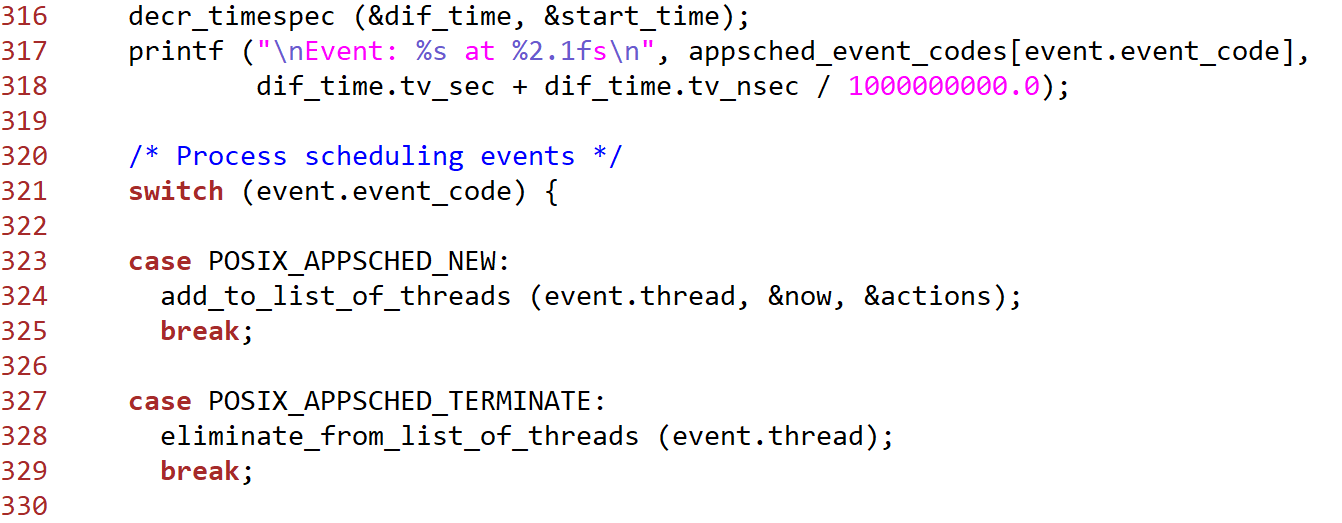


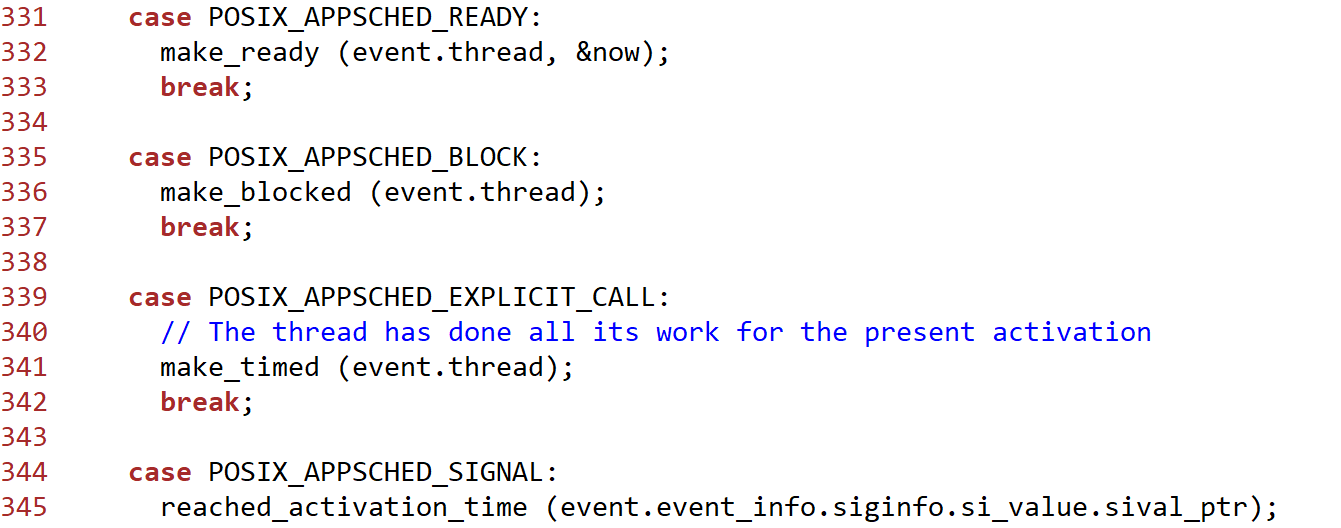








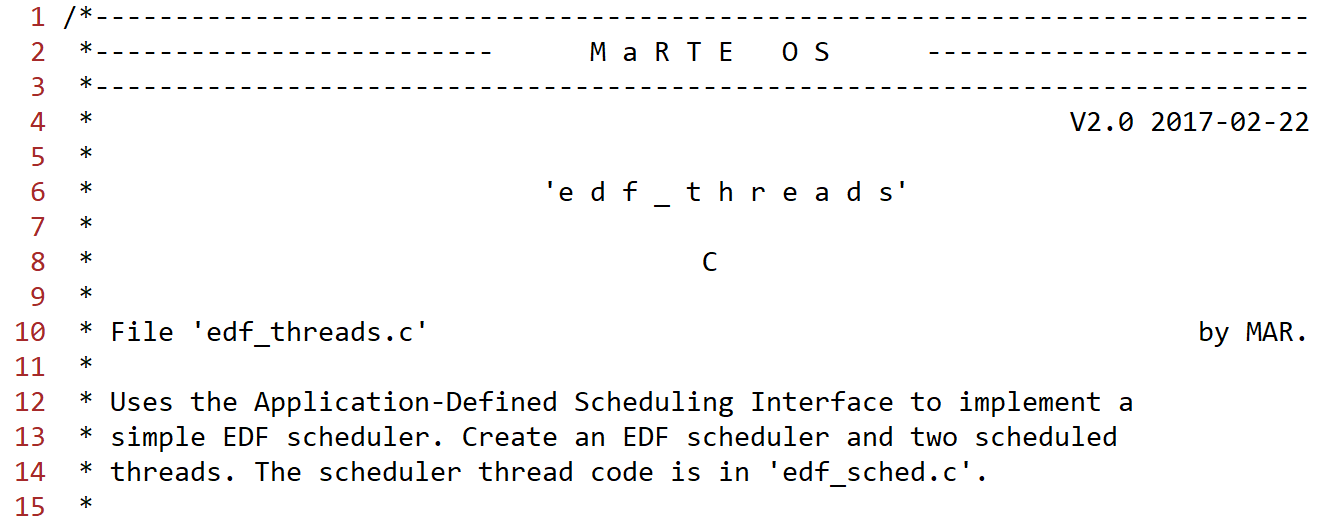


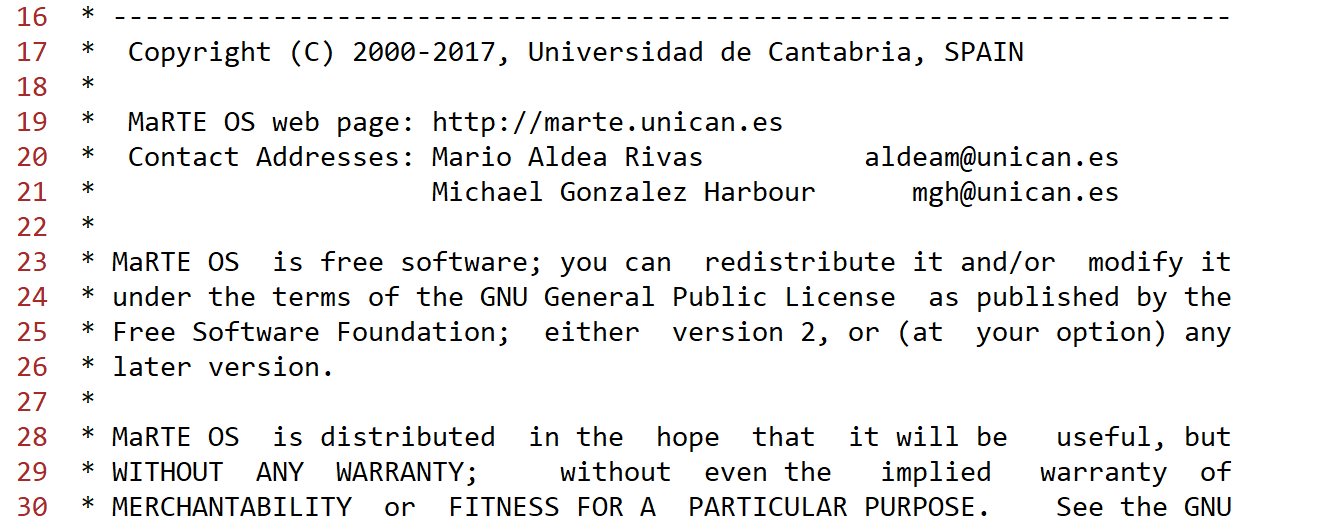


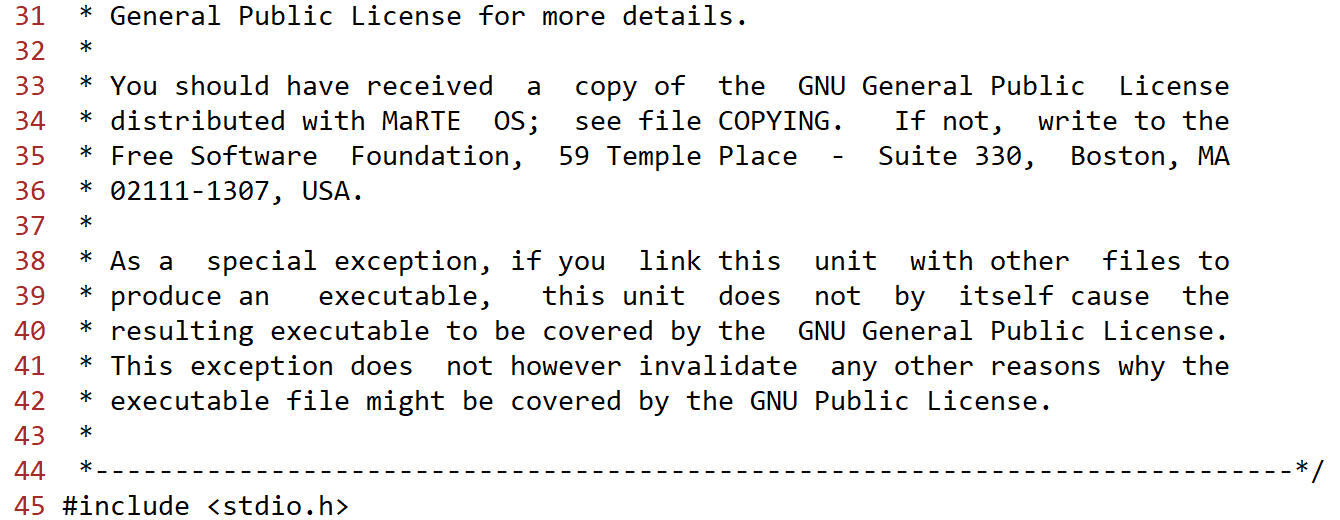


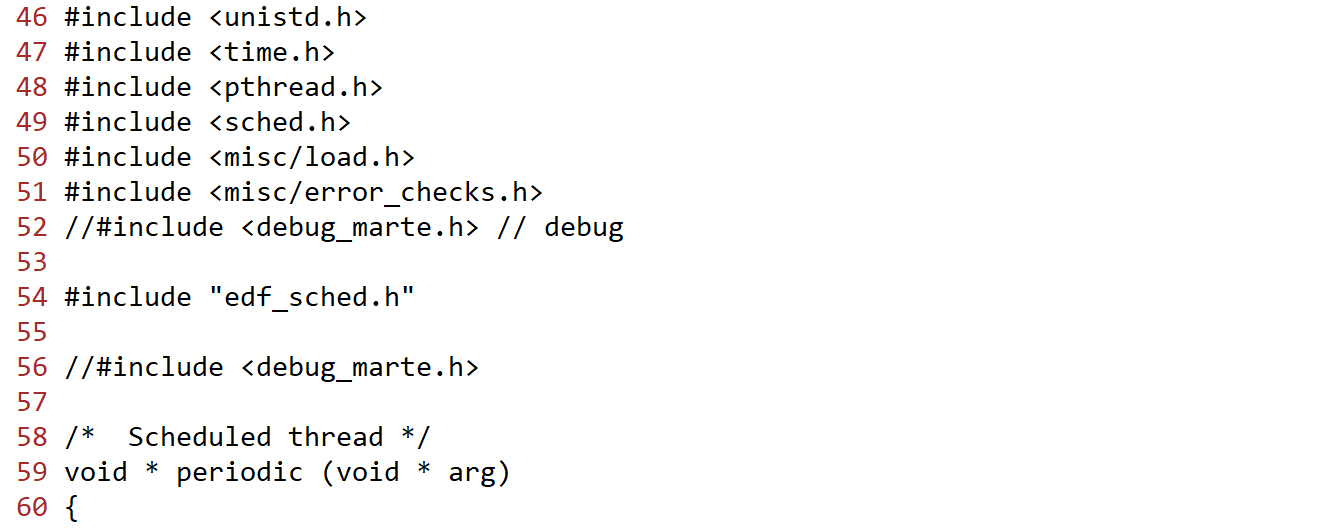
Archivo examples/appsched/edf\_sched.c

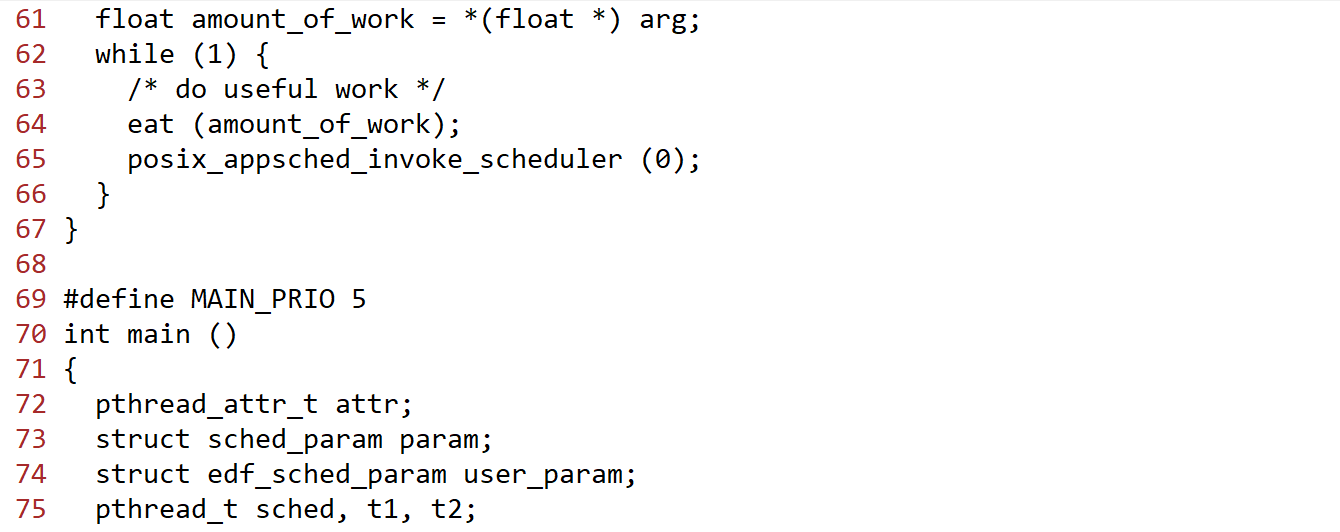
En el archivo examples/appsched/edf\_threads.c se usa la interface de Scheduling definida en Aplicación (de MaRTE OS) para implementar un scheduler EDF simple. Crea un scheduler EDF y dos hilos planificados. El código del hilo scheduler está en ‘edf\_sched.c’.

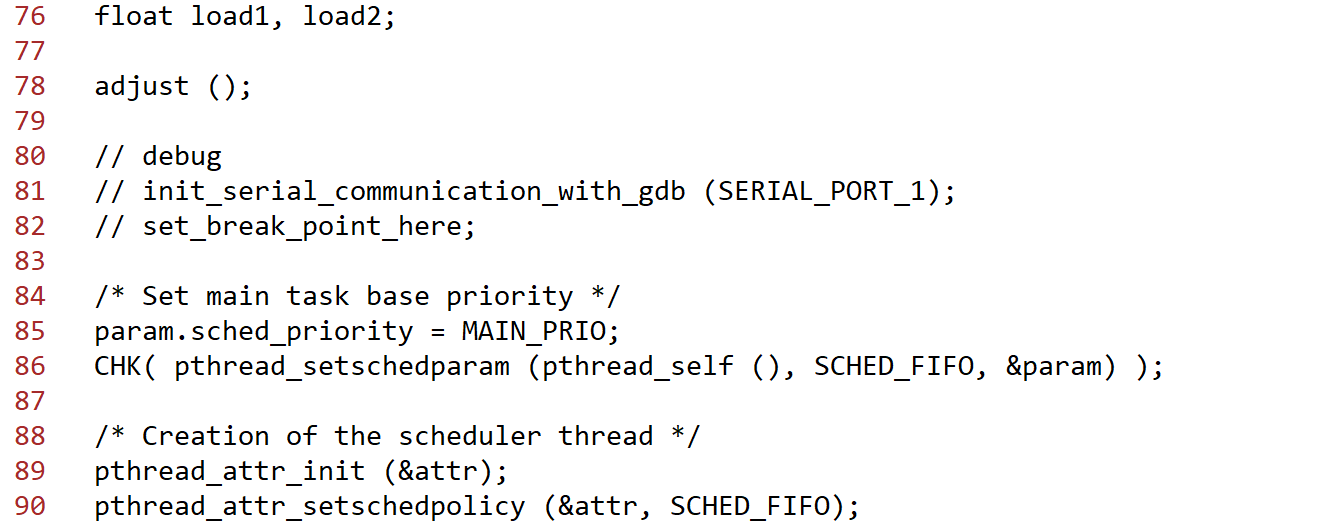


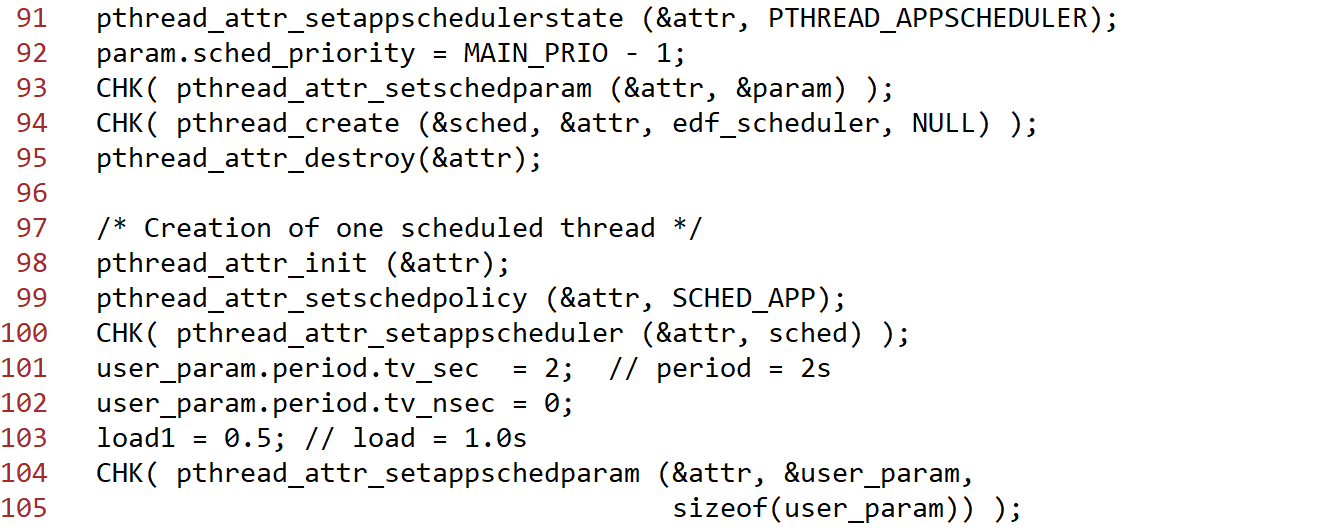


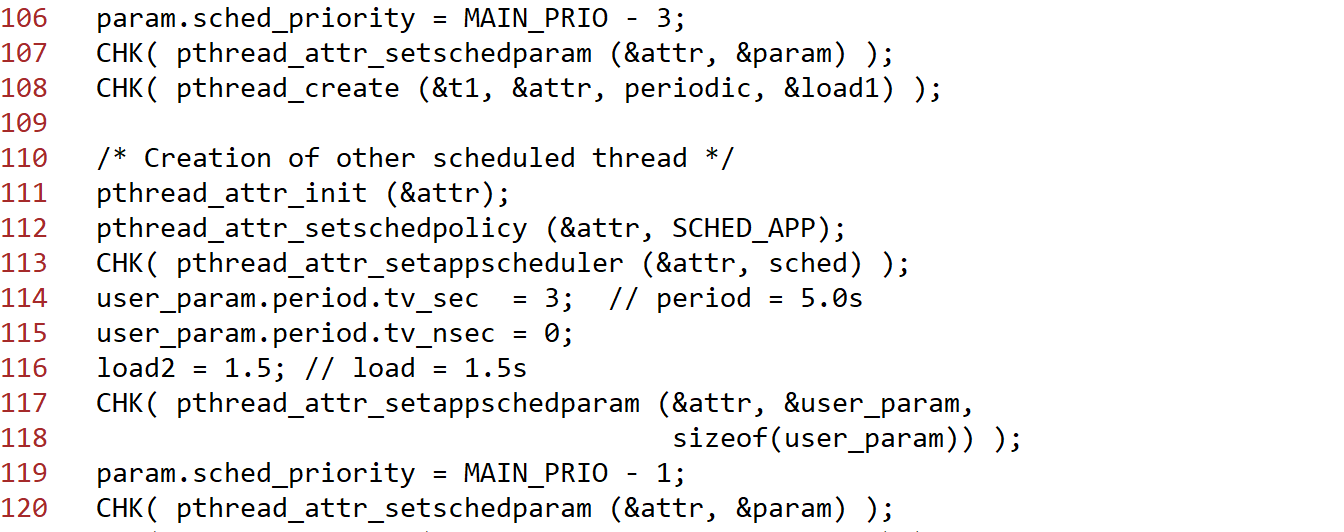


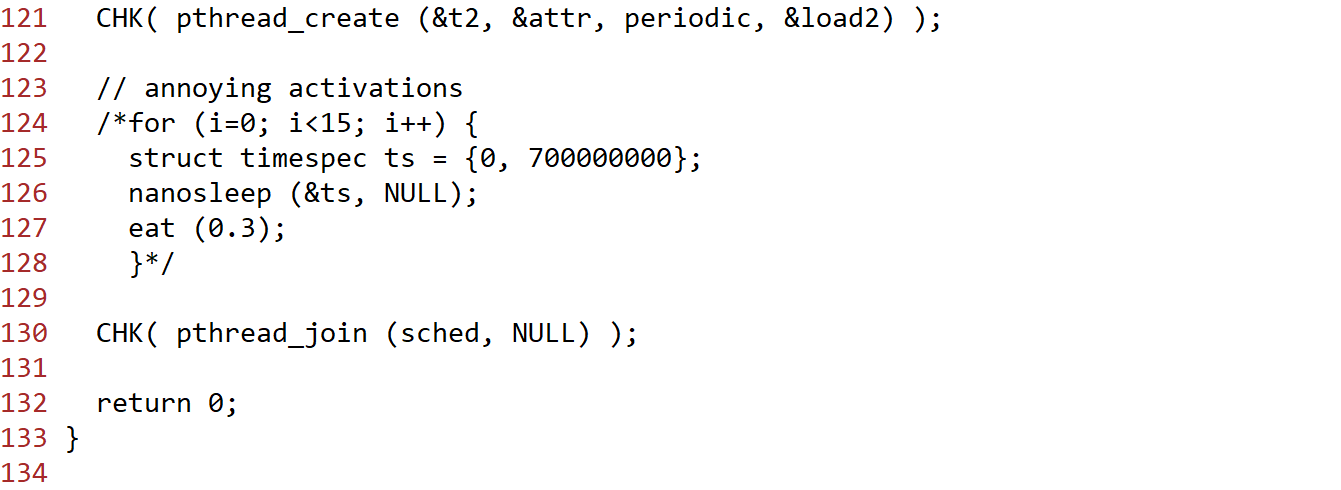






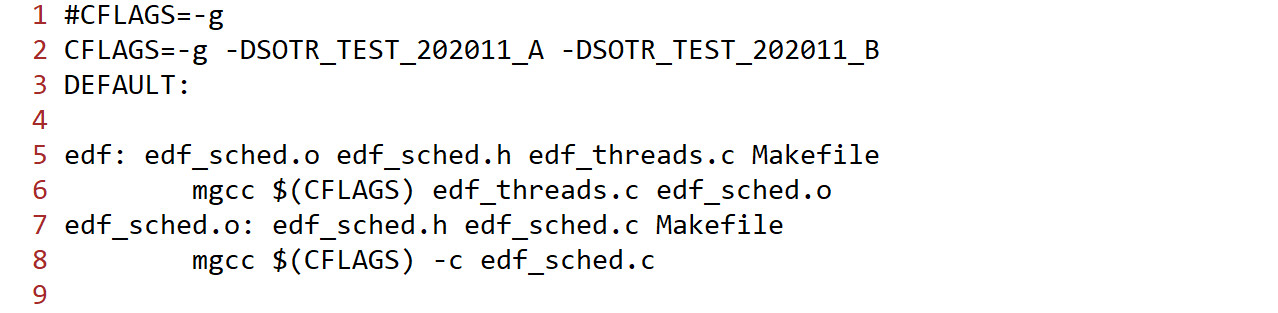






Archivo examples/appsched/edf\_threads.c

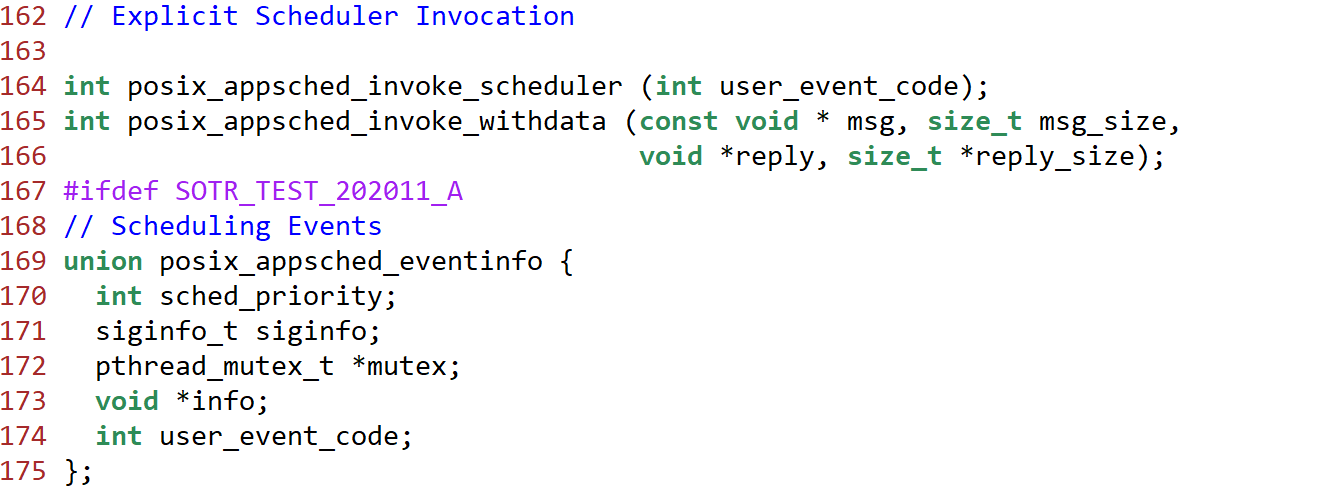
Para construir el programa ejecutable, podemos utilizar el siguiente archivo make

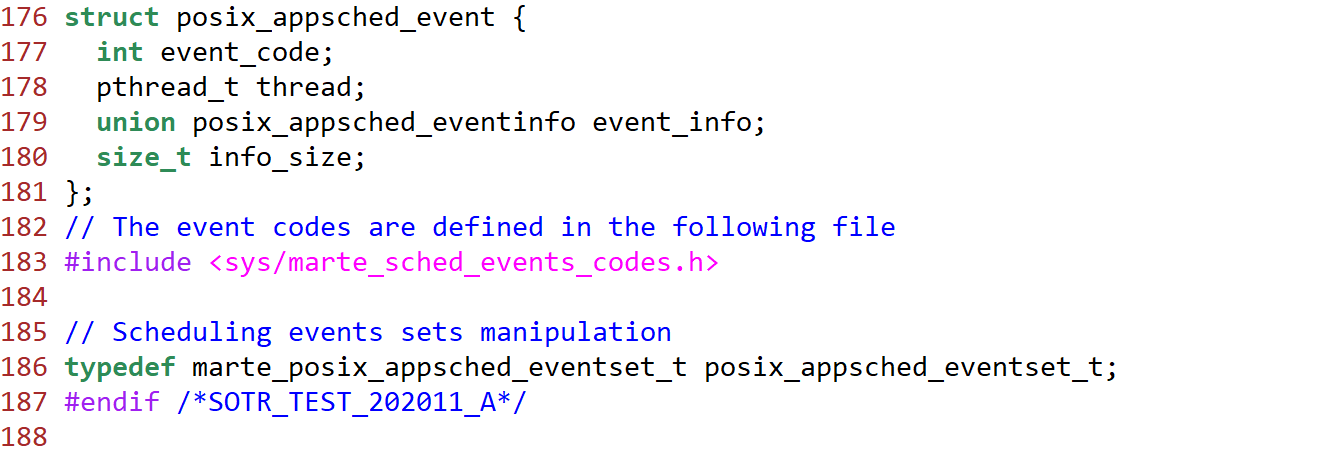


Archivo Makefile para construir el objetivo edf

Las macros SOTR\_TEST\_202011\_A y SOTR\_TEST\_202011\_B definidas en la variable CFLAGS del archivo make anterior se utilizan en los archivos x86\_arch/include/sched.h y x86\_arch/include/pthread.h como se muestra a continuación.

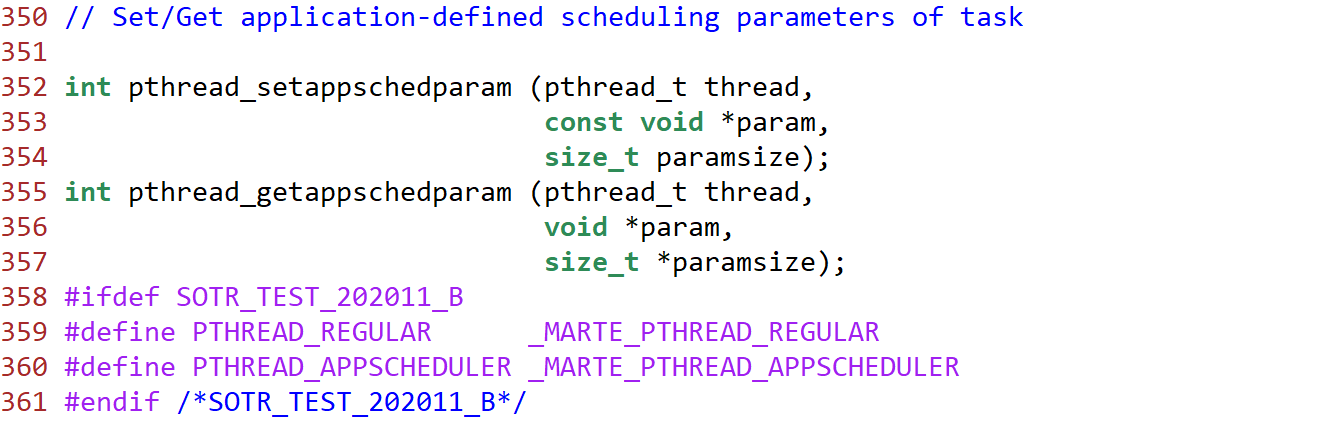
El siguiente fragmento del archivo x86\_arch/include/sched.h muestra la utilización de la macro SOTR\_TEST\_202011\_A





Fragmento del archivo x86\_arch/include/sched.h

El siguiente fragmento del archivo x86\_arch/include/pthread.h muestra la utilización de la macro SOTR\_TEST\_202011\_B



Fragmento del archivo x86\_arch/include/pthread.h

REFERENCIAS

[13720667.pdf] Altium TASKING POSIX Implementation.

[Altium, BV, 2015] TASKING POSIX Implementation.

[Burns, Welling, 2009] Alan Burns, Andy Welling, Real- Time Systems and Programming Languages, Pearson, 2009.

[Dietrich y Walker] Dietrich, S., y Walker, D., “The evolution of Real-Time Linux”, <http://www.cse.nd.edu/courses/cse60463/www/amatta2.pdf>, 2015.

[Liu, Layland] Liu, C.L., Layland, J.W., “Scheduling Algorithm for Multi-programming in a Hard Real-Time Environment,” J. ACM, Vol. 20, pp. 40-61, 1973.

[Wang] K.C. Wang, Design and Implementation of the MTX Operating System. Springer International Publishing, 2015.