

ANEXO A.

Estado del arte

A.1. Introducción

El primer anexo de esta tesis fin de máster se centra en la descripción del estado del arte de los controles de admisión y otros mecanismos para gestionar los recursos en entornos con movimiento de usuarios en las redes celulares de última generación.

Para ello, lo primero que se tratará de hacer es dar una pequeña explicación sobre los tipos de servicio que pueden encontrarse en LTE y LTE-Adv, y tras ello, se realizará una pequeña clasificación de los controles de admisión que se pueden encontrar en las revistas científicas en estos momentos. Esta clasificación intenta dar una visión global de todos los controles de admisión para facilitar la comprensión. Por último, se hará un repaso de varias publicaciones encontradas en revistas científicas y que tratan problemas similares a los de esta tesis fin de máster.

Las publicaciones que he incluido en este estado del arte, considero que son las más interesantes y las más relacionadas con esta tesis fin de máster. La temática que nos ocupa no está siendo, de momento, uno de los temas más investigados sobre las nuevas redes celulares LTE-Adv, por lo que el número de publicaciones específicas que tratan el problema del control de admisión no es elevado.

A.2. Tipos de servicio

Hoy por hoy, debido a diferentes causas como la gran evolución de los terminales, los usuarios de redes móviles celulares no sólo requieren servicios como llamadas de voz o envíos de SMS, si no que reclaman otros servicios más orientados a intercambio de datos. Estos servicios requieren unos parámetros de QoS diferentes según su naturaleza por lo que añaden un grado de complejidad extra a la gestión de recursos. Los diferentes grupos de estandarización de tecnologías de acceso celulares han tratado de simplificar esta heterogeneidad clasificando todos los servicios en 4 clases, según sus requisitos de QoS [3]. Las clases se definen a continuación:

Unsolicited grant service (UGS)

Esta clase engloba todos los servicios en tiempo real que transportan paquetes de tamaño fijo con una periodicidad concreta. La voz sobre IP sin supresión de silencios es un ejemplo de servicio que

entraría en esta clase. Estos servicios se caracterizan por ser tolerantes a un número de errores no excesivo y por ser muy estrictos con el retardo. Esta clase exige el menor retardo de entre todas las clases.

Real-time polling service (rtPS)

Esta clase contiene los servicios que transportan paquetes de tamaño variable con una periodicidad concreta. Cualquier ráfaga de paquetes a la salida de un compresor MPEG de video es un ejemplo de servicio de esta clase. Estos servicios son tolerantes a un número no muy grande de errores e incluso a un retardo. Sin embargo, es muy sensible al jitter ya que todos los servicios de streaming se encuadran en esta clase.

Non-real-time polling service (nrtPS)

Esta clase se refiere a los servicios interactivos, es decir, servicios que utilizan paquetes de tamaño variable enviados a ráfagas de forma continuada en el tiempo. Esta clase de servicios, a diferencia de los anteriores, pueden ser aceptados incluso en redes congestionadas puesto que sus requisitos frente al retardo son bastante más relajados. Todos los servicios HTTP pertenecen a esta clase. Estos servicios, son intolerantes a los errores pero medianamente tolerantes al retardo y jitter.

Best effort (BE) service

Los servicios incluidos dentro de esta clase son servicios intolerantes a los errores pero sin ningún tipo de requisitos respecto al retardo o al jitter (siempre dentro de unos límites). La red no tiene por qué garantizar una QoS concreta y por tanto el envío de los paquetes de esta clase se completará en el momento en el que la red no se encuentre congestionada. El protocolo de red IP es un ejemplo claro de servicio BE.

A.3. Control de admisión

El control de admisión ya fue definido en el capítulo 3 de esta tesis fin de máster. Su función es básicamente la de aceptar o rechazar a nuevas conexiones que solicitan recursos en esa celda en función del estado de la carga en la celda y de los recursos requeridos por la QoS de la conexión. Así, consigue evitar sobresaturar la celda y proveer de un servicio garantizado a todos los usuarios que han sido aceptados.

A.3.1. Tipos de Control de Admisión (CAC)

Existe en la literatura una gran cantidad de algoritmos de control de admisión que pueden clasificarse en multitud de formas. Los aspectos que diferencian a los controles de admisión son dos: cómo se realiza el cálculo del consumo que realiza cada conexión y las políticas de admisión aplicadas. Sobre el primer aspecto, debe destacarse que no es una tarea sencilla debido a la variabilidad en el canal y en la capacidad que requiere la conexión. En este anexo, voy a decantarme por la manera en la que el autor de la publicación [9] los clasifica. Este autor se

decanta por usar las políticas de admisión como aspecto diferenciador y realiza una primera gran división en dos clases: algoritmos deterministas y estocásticos.

Los algoritmos deterministas incluyen a todos aquellos que conocen el sistema al 100% y que por tanto pueden asegurar la QoS siempre. En concreto, estos sistemas conocen cómo va a ser la movilidad de todos los usuarios, cómo va a evolucionar el consumo de los usuarios, cuántas nuevas conexiones va a haber y el momento en el que van a efectuarse, etc. Este tipo de algoritmos son poco realistas puesto que es imposible que una estación base conozca detalladamente todos los datos del sistema. Por otra parte, los algoritmos estocásticos realizan predicciones y usan modelos que se aproximan a la realidad para organizar y gestionar los recursos. Éstos, son mucho más manejables y eficientes computacionalmente pero sus resultados no son ideales. Aun así, son los más usados ya que existen algoritmos óptimos que se acercan mucho a la realidad.

Dentro de las políticas utilizadas, 802.11m y LTE-Advanced suelen utilizar algoritmos estocásticos que priorizan los handovers por encima de las nuevas conexiones. Esto es razonable puesto que es más molesto que una llamada en curso se pierda a que sea imposible realizar una llamada por congestión en la red. Debido a esta priorización, existe desde hace unos años, una preferencia por los algoritmos que reservan recursos para las conexiones que provienen de otras células. Todos estos algoritmos son categorizados en dos clases según cómo realicen esta reserva: algoritmos estáticos o dinámicos.

A.3.1.1 Estáticos

Los algoritmos estáticos reservan recursos para los traspasos intercelulares de manera estática, es decir, el número de recursos dedicados a los traspasos de conexiones entre células es constante durante el tiempo. Este mecanismo es altamente ineficiente para las tecnologías IEEE 802.16m y LTE-Advanced debido a la variabilidad que experimentan, por lo que su presencia en la literatura es meramente comparativa.

A.3.1.2 Dinámicos

Los algoritmos dinámicos adaptan el número de recursos reservados para los traspasos intercelulares en función de información del sistema y de predicciones en la evolución de éste. Es decir, se intenta conocer con antelación cuándo se va a efectuar un handover para reservar recursos suficientes para éste, de manera que la utilización no se resienta. La mayoría de los esfuerzos investigadores se centran en este tipo de algoritmos, los cuales pueden ser divididos en dos categorías en función de la información que utilizan: locales o distribuidos.

Algoritmos Locales

La principal característica de estos algoritmos es que para tomar las decisiones de control de admisión, la estación base, sólo utiliza información de la célula en la que se encuentra. Esta información puede incluir: carga del sistema, posición de los usuarios, interferencia, número de usuarios, etc. Consecuentemente, los algoritmos son más sencillos y convergen mucho más rápido aunque los resultados son normalmente peores que en algoritmos distribuidos.

Los algoritmos locales pueden tener comportamientos reactivos o predictivos. Los reactivos ajustan sus parámetros de decisión como resultado de un evento, como por ejemplo, una nueva petición de conexión. Uno de los algoritmos reactivos más conocidos es el llamado “Guard Channel” que toma la decisión en función de los recursos ocupados [16]. Es decir, se aceptan todas las conexiones hasta que el número de recursos utilizados es mayor a un umbral definido, en cuyo caso, el sistema reacciona impidiendo la entrada a más conexiones. Los algoritmos predictivos, por el contrario, ajustan los parámetros anticipándose a los eventos en función de las predicciones realizadas.

Algoritmos Distribuidos

Las estaciones base que utilizan uno de estos algoritmos tienen acceso a información sobre los terminales situados en las células vecinas. Este hecho supone que exista un conocimiento mucho mayor sobre el estado del sistema y que por lo tanto sea mucho más efectivo el control de admisión. Por el contrario, estos algoritmos son más complicados y necesitan más recursos para la señalización.

Los algoritmos basados en “Shadow Cluster” [17] son algoritmos distribuidos que pueden encontrarse en la literatura. Estos algoritmos reservan recursos para handovers en función de información sobre los terminales de las células vecinas: movimiento, velocidad, posición, etc. Periódicamente, la estación base define para cada terminal un “shadow cluster”, el cual es el grupo de células a las cuales podría moverse próximamente. De este modo, la estación selecciona las células a las cuales debe informar sobre el terminal en cuestión.

Como se verá a continuación, la mayoría de las políticas de control de admisión encontradas utilizan esquemas dinámicos y locales, los cuales se diferencian por utilizar distintos mecanismos y condiciones. Los más comunes son:

- Reserva de recursos exclusivos para otras conexiones prioritarias diferentes a las de handover. Esta reserva puede ser estática o dinámica.
- Inclusión de mecanismos de pre-emption, es decir, procesos para degradar la QoS que experimentan conexiones con poca prioridad para así aumentar los recursos y poder incorporar conexiones prioritarias.
- Aplicación de mecanismos de balanceado de carga que mejoran la QoS ofrecida por el sistema.

A.4. Descripción de distintos algoritmos de CAC encontrados en la literatura

El control de admisión para las tecnologías LTE-Advanced y IEEE 802.16m atrae en estos momentos la atención de varios investigadores a nivel mundial. En este apartado, se van a describir 11 algoritmos relativamente nuevos, presentados en revistas internacionales de investigación y difusión entre los años 2009 y 2011.

El orden que voy a seguir va a ser el siguiente: primero describiré los algoritmos que no reservan recursos para handover (A4.1 y A4.2). Tras ello, pasaré a los que reservan recursos estáticos (A4.3 y A4.4). A continuación presentaré las publicaciones que reservan recursos dinámicamente (A4.5, A4.6 y A4.7). Por último, se hará un repaso de los controles admisión que incluyen mecanismos extra para ayudar a lograr los objetivos planteados en A.3, por ejemplo el balanceado de carga (A4.8, A4.9, A4.10, y A4.11). La mayoría de estos algoritmos solamente se centran en políticas de admisión, sin tener en cuenta el comportamiento del sistema a nivel de enlace: variación del canal, efecto de la interferencia, etc. Existen dos, A4.4 y A4.11, que sí lo hacen, tratando problemas que los otros algoritmos no se plantean.

Antes de comenzar esta descripción, creo conveniente hacer un pequeño resumen de la nomenclatura y las definiciones que con más frecuencia van a encontrarse en la descripción de los distintos controles de admisión. Cabe recordar que PRB o RB era el bloque mínimo de recursos asignable para cada usuario. La tabla A-1 contiene un resumen sobre esta nomenclatura.

Tabla A-1 - Nomenclatura más utilizada en las publicaciones

Símbolo	Significado
N_{con}	Número de PRBs que están siendo utilizados por las conexiones en la celda
N_{req}	Número de PRBs que se considera que utilizará la nueva conexión
N_{total}	Número total de PRBs que dispone la celda en cada subtrama
ρ	Carga que está experimentando la celda. Este parámetro está entre 0 y 1
$\Delta\rho$	Carga que introducirá la nueva conexión
ρ^{TH}	Carga máxima que la celda soporta (parámetro del sistema)
C_{con}	Capacidad usada por las conexiones de la celda (bits/s)
C_{req}	Capacidad requerida por la conexiones de la celda (bits/s)
C_{total}	Capacidad total que posee la celda (bits/s)

Además, los parámetros de QoS y grado de servicio (GoS) que van a utilizarse son:

Bloqueo de conexión: Cuando un usuario requiere recursos para comenzar una conexión pero el sistema no puede dárselos, se produce un bloqueo de la conexión. El cociente entre el número de conexiones bloqueadas y totales (bloqueadas + aceptadas) se denomina probabilidad de bloqueo de conexión.

Pérdida de conexión por handover: Cuando un usuario se mueve a otra celda y ésta no puede proporcionarle los recursos mínimos requeridos, la conexión debe finalizar inesperadamente, lo cual se define como pérdida de conexión por handover. El cociente entre handovers perdidos y handovers totales es la llamada probabilidad de pérdida de handover. Esta probabilidad de pérdida debería ser lo más baja posible puesto que supone descartar una conexión en curso.

Probabilidad de dropping: Se trata del cociente entre el número de paquetes que han superado el límite de retardo máximo y el número de paquetes generados en una conexión. Generalmente se utiliza el 1% como umbral máximo asumible (aunque dependerá del tipo de conexión).

A.4.1. Control de admisión local básico

Este algoritmo [4], trata de un control de admisión local que no reserva recursos para las conexiones de handover. Basa la decisión de aceptar una llamada en función de los recursos libres y los que la nueva conexión vaya a consumir. La figura A-1 muestra el esquema de decisión seguido por este algoritmo.

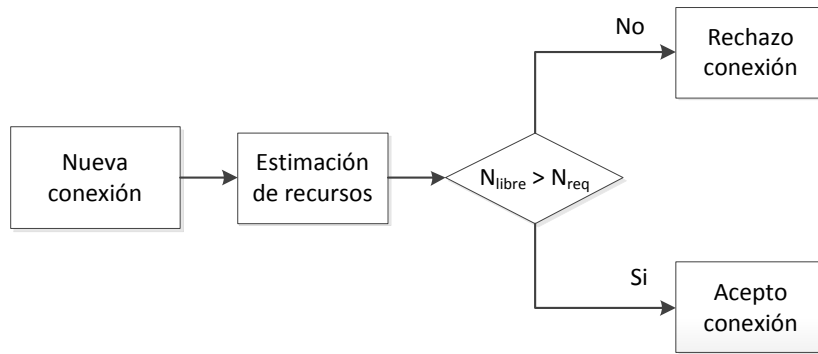


Figura A-1 - Esquema de decisión del algoritmo 3

Para obtener la estimación de los recursos que serán consumidos por una conexión se utiliza la ecuación (A-1).

$$N_{req} = \frac{B_{req}}{B_{MCS}^{PRB}} \quad (A-1)$$

Donde B_{req} es la tasa requerida, que se obtiene en función del servicio demandado y B_{MCS}^{PRB} denota la tasa que puede transmitirse en cada PRB. Esta última variable depende de las condiciones de canal que experimenta el terminal por lo que el valor se obtiene directamente de los indicadores CQI que envía el terminal a la estación base. Para los traspasos intercelulares, al ser un control de admisión local, la estación base no tendrá ningún CQI del terminal por lo que se tomará el peor escenario, lo cual no estará alejado de la realidad puesto que el usuario se encontrará cerca de la frontera de la celda.

Para calcular los recursos libres en el sistema, se utiliza la expresión (A-2).

$$N_{libre} = N_{total} - N_{RT} - N_{NRT} \quad (A-2)$$

En la cual N_{RT} , N_{NRT} son el número de recursos ocupados para servicios en tiempo real por subtrama y el número de recursos ocupados para servicios en tiempo no real por subtrama. Estas

3 variables toman los valores de la subtrama anterior, por lo que se asume que el sistema no variará excesivamente.

Este algoritmo es bastante sencillo ya que ni prioriza los traspasos intercelulares con respecto a las conexiones normales ni diferencia las conexiones por clases de servicio. Esta simplicidad le permitirá una rápida convergencia a una solución pero probablemente dé unos resultados peores y sobre todo, una probabilidad de pérdida de handover alta.

A.4.2. Incorporación de mecanismo que evita usuarios que monopolizan los recursos.

Existen dos tipos de usuarios que tienden a consumir muchos recursos: usuarios con condiciones de canal malas y usuarios con requisitos de QoS muy exigentes. En [5] se añaden mecanismos que limitan el número de este tipo de usuarios de manera que no monopolicen los recursos. Para ello, se propone un control de admisión de dos pasos. En el primer paso, el cual es excluyente, se comprueba que la señal a ruido e interferencia de la conexión supere un umbral mínimo. En el segundo, se verifica que existan suficientes recursos para poder dar servicio a la conexión y si es una conexión muy exigente, se comprueba que con su admisión no se supere el número máximo asumible de este tipo de conexiones. Este control de acceso es local y tiene parte estática (primer paso) y parte dinámica (segundo paso).

Para el primer paso, se define estáticamente un umbral de señal a ruido e interferencia. Todas las nuevas conexiones deberán superar obligatoriamente este umbral ya que de lo contrario siempre serán rechazadas. Así, se evita que usuarios con un canal excesivamente malo entren en el sistema y consuman un número desproporcionado de recursos. El algoritmo asume que la estación base, a través de los informes enviados por todos los terminales, podrá obtener el coeficiente de señal a ruido e interferencia siempre, ya sea un traspaso intercelular o una nueva conexión.

El segundo paso engloba la comprobación de que existen recursos suficientes para la nueva conexión y que por tanto, va a poder garantizarse la tasa demandada y la no disminución de la QoS de los usuarios con conexiones en curso. El número de recursos que va a necesitar la nueva conexión se predice utilizando la expresión (A-3).

$$N_{req} = \frac{L_{req} * t_s}{DRC_{No}} \quad (A-3)$$

En esa expresión, L_{req} se refiere a la tasa requerida por el servicio de la nueva conexión en un símbolo, t_s es el tiempo de símbolo y DRC_{No} son los bits por recurso que se obtiene para la peor modulación. Por tanto, se hace una estimación muy conservadora del número de recursos necesarios por la conexión.

Además, se presenta una distinción en el funcionamiento dependiendo de si el servicio que transporta la conexión es en tiempo real (QoS exigente) o no. En concreto, incluye un límite de recursos para servicios en tiempo real ya que se explica que, además de tender a monopolizar recursos, en caso de una posible congestión, si existieran demasiados servicios en tiempo real, sus

requisitos de QoS no podrían ser satisfechos. Por el contrario, los servicios que no son en tiempo real podrían cubrir sus necesidades de QoS aun en escenarios con congestión. Este algoritmo define una variable λ como la proporción máxima de recursos para servicios en tiempo real. Por ello, este tipo de conexiones deberán cumplir la condición (A-4) para ser aceptadas, ya que en ese caso existen recursos suficientes.

$$\sum_{i=1}^{N(n)} N_i + N_{req} \leq \lambda * N_{total} \quad (A-4)$$

En esta condición, el resultado del sumatorio son los recursos totales ocupados por servicios en tiempo real en curso (N_{con}). La variable λ , explicada anteriormente, adapta su valor en función del porcentaje de bloqueo que experimentan las conexiones con servicios en tiempo real. Es decir, disminuye su valor cuando el porcentaje de bloqueo es mayor a una cota durante varios periodos y aumenta cuando ocurre lo contrario. La figura A-2 muestra el algoritmo de ajuste que sigue esta variable.

```

if( $\delta_{i-1} > \eta$ )
then  $\lambda_{temp} = (\sum_{l \in I_{RT}(j)} L_{req,l}) / C(j)$ ;
  if( $\lambda_{temp} < \lambda(i-1)$ )
  then  $\lambda(i) = \lambda_{temp}$ ;
  endif;
else  $\lambda(i) = \min(\lambda(i-1) + \gamma, 1.0)$ ;
endif;

```

Figura A-2 - Algoritmo de ajuste del parámetro λ

En esta figura, la variable δ es el valor de la probabilidad de bloqueo de las conexiones con servicios en tiempo real en ese periodo y η el umbral de probabilidad de boqueo máximo de conexión que se soporta. $L_{req,l}$ es la carga que se espera que introduzca la conexión activa l y I_{RT} se trata del conjunto de conexiones activas en tiempo real. La constante γ especifica cuánto se aumenta el valor de λ cuando hay poco bloqueo.

Volviendo a la expresión (8), para calcular la capacidad de cada conexión en curso (N_i) se utiliza la expresión (9) en la cual α es el peso dado a la nueva estimación de recursos con respecto a los requeridos en el anterior periodo. V_i representa la estimación de recursos de la conexión en ese periodo.

$$N_i(n) = N_i(n-1) * (1-\alpha) + \alpha * V_i(n) \quad (A-5)$$

Para servicios no reales, el algoritmo sólo menciona que en el segundo paso se aceptarán siempre que existan recursos suficientes.

Los dos algoritmos vistos hasta ahora, sufrirán una probabilidad de bloqueo de handover alta como consecuencia de no priorizar este tipo de conexiones. Los siguientes algoritmos realizan esta reserva y se clasifican en estáticos o dinámicos tal y como se vio.

A.4.3. Reserva de recursos estática aplicando esquema “fraccional”

En [14], se realiza un análisis matemático de dos controles de admisión, uno sencillo basado en un umbral de admisión y otro basado en un esquema de guarda fraccional.

El sistema propuesto utiliza un buffer de tamaño finito en el cual se apilan los paquetes de las conexiones esperando su turno para poder ser transmitidos. Ambos controles de admisión utilizan parámetros relacionados con este buffer para evaluar la condición de admisión.

UMBRAL DE ADMISIÓN

Simplemente especifica que habrá un umbral de C conexiones en la cola. La nueva conexión será aceptada en caso de que haya menos de C conexiones en la cola. Por tanto, no tiene en cuenta los diferentes consumos que puede haber dentro del sistema por usar distintas QoS o simplemente por el hecho de que al variar el canal los recursos necesarios sean muy distintos.

GUARDA FRACCIONAL

En la mayoría de los algoritmos de control de admisión, existe una solución para dar preferencia a las conexiones de handover que consiste en reservar ciertos recursos para esas conexiones. Esta solución suele causar un uso ineficiente de los recursos como ya se vio. El esquema de guarda fraccional trata de paliar levemente esta ineficiencia de forma probabilística.

En vez de no permitir utilizar los recursos garantizados para las conexiones de handover, consiente su uso a nuevas conexiones según una función de probabilidad que depende de la carga que haya en la celda. La figura A-3 presenta en forma de algoritmo la diferencia entre un algoritmo con canales de guarda estándar y un algoritmo de guarda fraccional. La función β es la función de probabilidad.

```

/*****
/* Guard Channel Policy */
*****/
if (NEW CALL) then
  if (NumOccupiedChannels < T)
    admit call;
  else
    reject call;
if (HANDOFF CALL) then
  if (NumOccupiedChannels < C)
    admit call;
  else
    reject call;
/*****
/* Fractional Guard Channel Policy */
*****/
/* rand(0,1) returns a uniformly generated
random number in the interval [0,1] */
if (NEW CALL) then
  if (rand(0,1) ≤ β(NumOccupiedChannels))
    admit call;
  else
    reject call;
if (HANDOFF CALL) then
  if (NumOccupiedChannels < C)
    admit call;
  else
    reject call;

```

Figura A-3 - Algoritmos de canal de guarda

Basándose en el algoritmo de guarda fraccional, los autores crean un control de admisión cuya función β (21) es muy simple y tiene como variable el número de conexiones que existen en ese momento en el buffer (X en (21), que es 250 en las simulaciones). La variable B_{TH} es un umbral de conexiones que los autores toman como 90 en las simulaciones.

$$\beta = \begin{cases} 1, & 0 \leq x < B_{TH} \\ 0, & B_{TH} \leq x \leq X \end{cases} \quad (A-6)$$

La idea presentada disminuiría notablemente las ineficiencias que acaban resultando en recursos sin utilizar aun cuando hay demanda. Sin embargo, creo que podrían obtenerse mejores respuestas del sistema creando una función β más elaborada.

A.4.4. Reserva de recursos estática para handover y CAC adaptado a la posición del usuario.

Además de incluir una reserva de recursos estática para las conexiones de handover, este control de admisión [7] presenta una idea que tiene en cuenta la distancia a la que está el terminal de la estación base para calcular la demanda de recursos que va a requerir. Esta idea es bastante realista puesto que cuanto más alejado se encuentre un terminal de la estación base, más recursos va a necesitar para transmitir una cantidad específica de datos.

Para modelar el sistema, las celdas se dividen en anillos concéntricos de iguales anchuras. En la figura A-4 se observa un ejemplo con 3 anillos. Cada anillo define una demanda de recursos distinta de tal forma que la mínima se encuentra en el anillo más cercano a la estación base y la máxima en el más alejado.

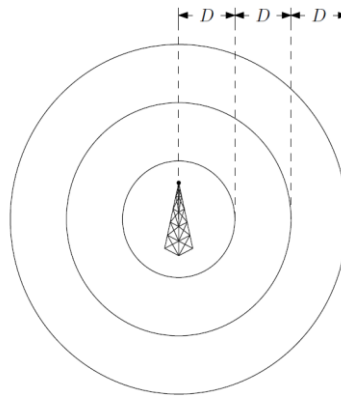


Figura A-4 - Distribución de la celda en anillos

Los autores aplican un control de admisión en cada anillo de modo que cuando un usuario cambia de anillo, su conexión debe ser evaluada para comprobar si es soportable su nuevo consumo por la celda. Por ello, se añade una nueva probabilidad de bloqueo relacionada con el caso en el cual una conexión se pierde al cambiar de anillo. Cabe destacar que este tipo de bloqueo solamente aparecerá en el caso de que el terminal se mueva hacia fuera ya que, tras el cambio, su consumo será mayor. Por el contrario, si el usuario se mueve hacia la estación base, su consumo disminuirá, por lo que no sólo su conexión no se perderá si no que aliviará la carga de la celda.

En resumidas cuentas, existen 4 motivos que lanzan un proceso de control de admisión los cuales sintetizo en la tabla A-2.

Tabla A-2 - Casos por los cuales se puede lanzar un proceso de control de admisión

CASO	CONDICIÓN
Terminal comienza una nueva conexión	$N_i + N_{\text{req}(k)} \leq N_{\text{total}} - C_g$
Handover (por tanto llega al último anillo)	$N_i + N_{\text{req}(k)} \leq N_{\text{total}}$
Movimiento hacia anillo exterior	$N_i + N_{\text{req}(k+1)} - N_{\text{req}(k)} \leq N_{\text{total}}$
Movimiento hacia anillo interior	El UE siempre es aceptado

Además de la nomenclatura ya conocida, aparece $N_{\text{req}(k+1)}$ que se refiere al número de PRBs que se predice consumirá el terminal en el anillo $k+1$, es decir, en el anillo al cual va a moverse. Como se ha comentado, esta solución reserva recursos para las llamadas de handover (C_g) y para las conexiones que se mueven hacia afuera, pero no introduce ninguna condición extra que evite que los usuarios de las zonas más externas monopolicen los recursos.

Uno de los aspectos claves de este modelo es la estimación de los recursos consumidos por cada zona. Para ello, los autores han llevado a cabo simulaciones en las cuales han podido observar que el consumo en cada anillo es relativamente estable y se mueve en torno a un mismo valor.

Los tres próximos controles de admisión reservan recursos para las conexiones de handover de manera dinámica. Además, incluyen mecanismos de control de admisión diferenciados en función del tipo de QoS que transporta la conexión.

A.4.5. CAC dinámico. Decisión basada en QoS y GoS.

El algoritmo de [15] se trata de un control de admisión dinámico y local que modifica los parámetros de decisión de admisión en función de la QoS y GoS que experimenta el sistema. Este algoritmo acepta nuevas conexiones siempre que se cumpla la condición (A-7):

$$C_{con} + C_{req} \leq \text{margen}_{conexion} * C_{total} \quad (A-7)$$

La variable $\text{margen}_{conexion}$ es un parámetro modificable por la estación base que depende de la naturaleza y del tipo de servicio que solicite la nueva conexión, así será posible priorizar unas conexiones respecto a otras y en definitiva, gestionar de manera más completa la QoS de la celda.

En concreto, los márgenes que van a ser utilizados tienen los objetivos de evitar que la capacidad de la celda sea utilizada completamente para servicios en tiempo real (UGS y rtPS) y reservar recursos para las conexiones de handover. Los márgenes son los siguientes:

- Th_{MAX} : Limita el número de conexiones para no ocupar toda la capacidad de la celda. Siempre es conveniente dejar algún recurso libre para posibles conexiones de emergencia.
- Th_{HO} : Se trata del umbral que marca el número de recursos reservados para traspasos intercelulares.
- Th_{RT} : Este margen es el que evita que toda la capacidad sea utilizada para servicios en tiempo real.

La figura A-5 muestra el diagrama de decisión que sigue el algoritmo. Por simplicidad en las figuras de decisión se supone $C = C_{con} + C_{req}$.

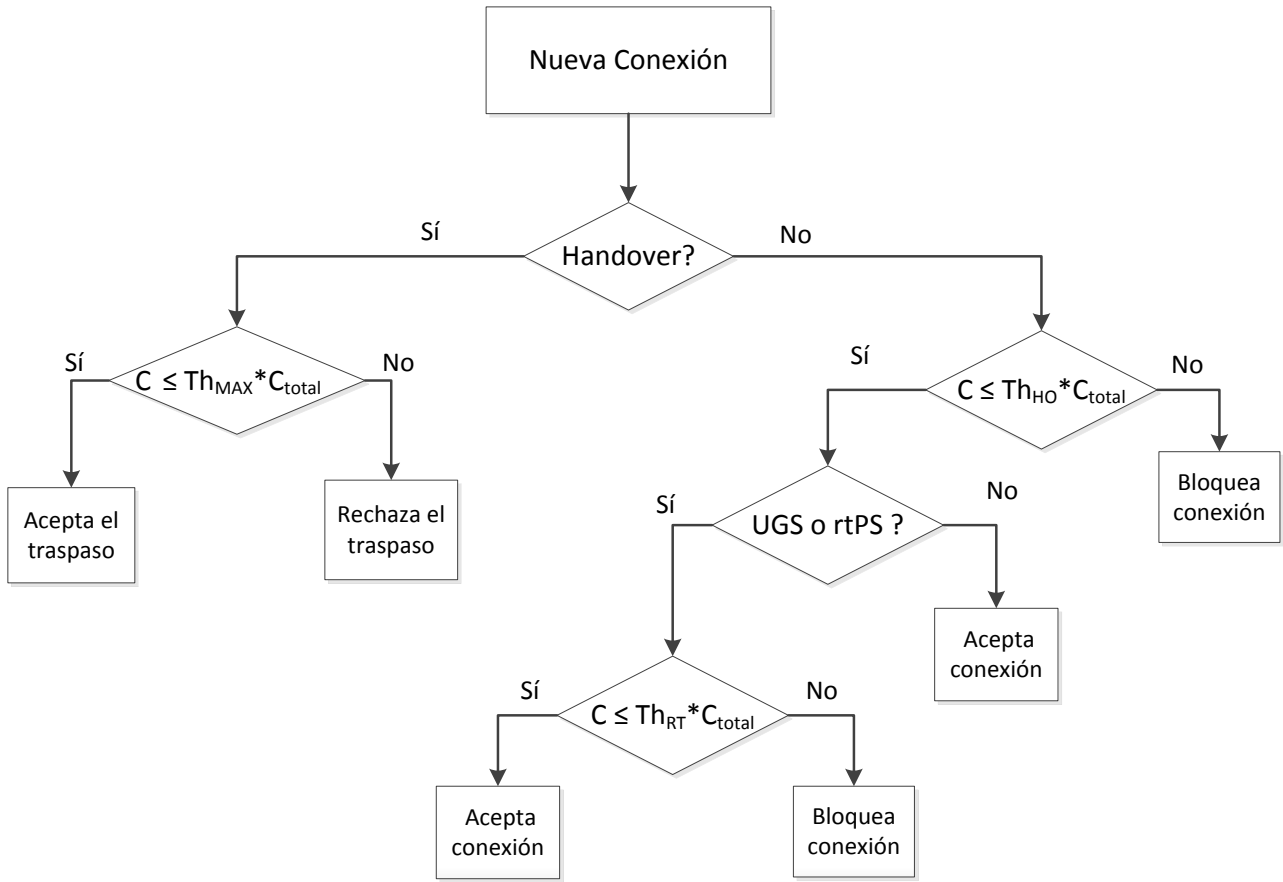


Figura A-5 - Diagrama de decisión del algoritmo

El hecho de que controle el acceso de conexiones para servicios en tiempo real es debido a la prioridad que tienen estas conexiones respecto a todas las demás por sus características estrictas de QoS sobre todo en términos de retardo. Utilizar estas políticas de priorización sin control puede desembocar en una ocupación casi total de la capacidad por este tipo de conexiones por lo que el autor incluye el umbral que limita el acceso a los servicios en tiempo real.

Para calcular la capacidad total, el algoritmo combina una estimación actual con la capacidad en el intervalo anterior, utilizando un peso α tal como se indica en (A-8), donde $\mu(t)$ es la estimación de la capacidad total para el intervalo t .

$$C_{total}(t) = (1-\alpha) * C_{total}(t-1) + \alpha * \mu(t) \quad (A-8)$$

El autor utiliza el valor $\alpha = 0.82$. La capacidad en el TTI anterior se calcula como la suma total de las tasas de todas las conexiones en curso de la celda. Esta capacidad irá variando debido a que el canal que experimenta cada usuario cambia, lo cual hace que la modulación utilizada se vaya adaptando de modo que si el canal es bueno se utilizará una modulación más eficiente espectralmente.

Tal y como se ha explicado, este algoritmo es dinámico, lo que implica que el umbral usado para reservar recursos para las conexiones de handover (Th_{HO}) se adapta a las condiciones que

experimenta el sistema. En concreto, el algoritmo aumentará el número de recursos para las conexiones de handover (esto es, Th_{HO} decrece) por dos causas: cuando la probabilidad de bloqueo de handover sea alta o cuando las conexiones en curso estén sufriendo malas condiciones. Esta última causa responde al hecho de que aumentar el número de recursos reservados hará que la probabilidad de bloqueo de nuevas conexiones aumente. Así, la carga en la celda disminuirá y las conexiones en curso verán mejoradas sus condiciones. Para que esto sea cierto, los autores asumen que la probabilidad de efectuarse una nueva conexión es mayor a la de que aparezca una conexión de handover en la celda. En la figura A-6 se muestra el algoritmo.

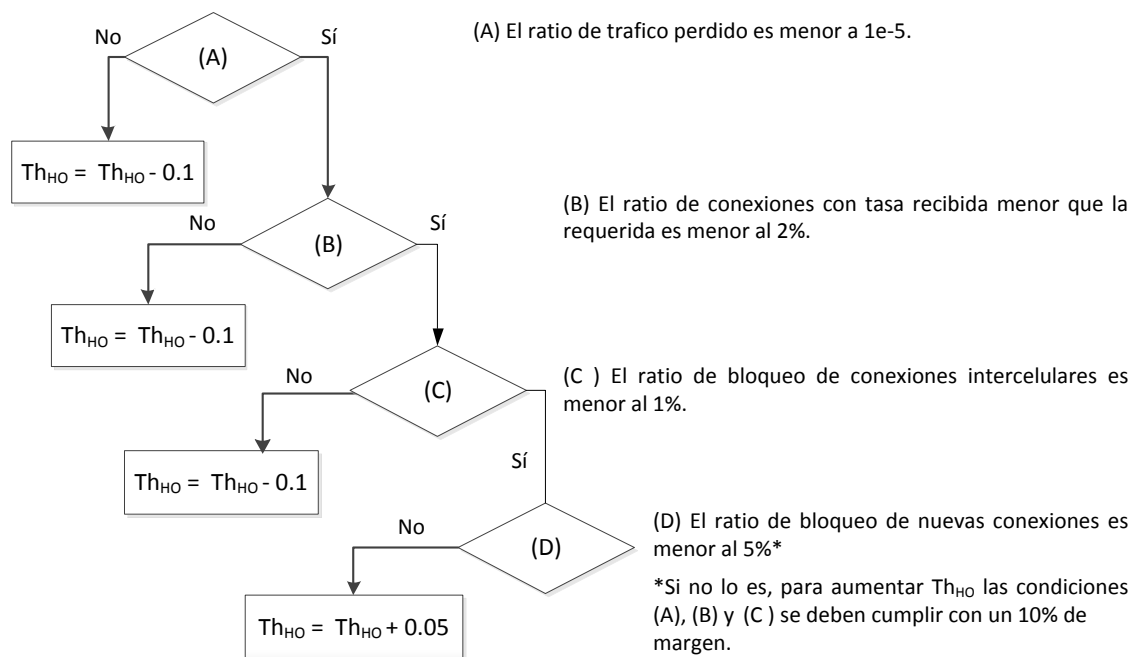


Figura A-6 - Esquema de modificación del umbral Th_{HO}

En caso de que las conexiones en curso vean su QoS requerida satisfecha (la probabilidad de dropping sea menor a $1e-5$ y el ratio de conexiones con tasa recibida menor a la requerida sea menor al 2%) y el bloqueo de handover sea bajo (menor al 1%), se disminuirán los recursos para las conexiones de handover, siempre y cuando la probabilidad de bloqueo sea mayor al 5%. De este modo, se dejaría entrar a más conexiones puesto que se considera que hay capacidad para ello. Para evitar efectos “ping-pong”, es decir, que el umbral aumente y disminuya continuamente, el algoritmo aplica una histéresis del 10%, de modo que para disminuir los recursos de reserva las condiciones deben cumplirse con un 10% de margen.

A.4.6. CAC dinámico con inclusión del retardo como criterio de QoS

En [9], el algoritmo tiene en cuenta los requisitos de los diferentes tipos de servicio que pueden ser transportados por una conexión como se verá a continuación, aunque no da una respuesta diferenciada según el tipo de servicio de la nueva conexión.

Cuando una nueva conexión solicita su entrada en la célula, ya sea por traspaso intercelular o porque es una nueva conexión, el algoritmo consulta el valor de la utilización del sistema en el periodo anterior con respecto a dos umbrales, uno global y otro para las conexiones procedentes de handover. En la figura A-7 se puede observar el diagrama de decisión que sigue el algoritmo en el instante t_n , donde $u^{PRB}(t_{n-1})$ es la utilización del sistema en el periodo anterior mientras $TH_1(t_n)$ y $TH_2(t_n)$ son, respectivamente, el umbral global y de handover. En este caso, tanto los umbrales como el nivel de utilización son valores normalizados y por tanto varían entre 0 y 1. Es decir su valor máximo es 1.

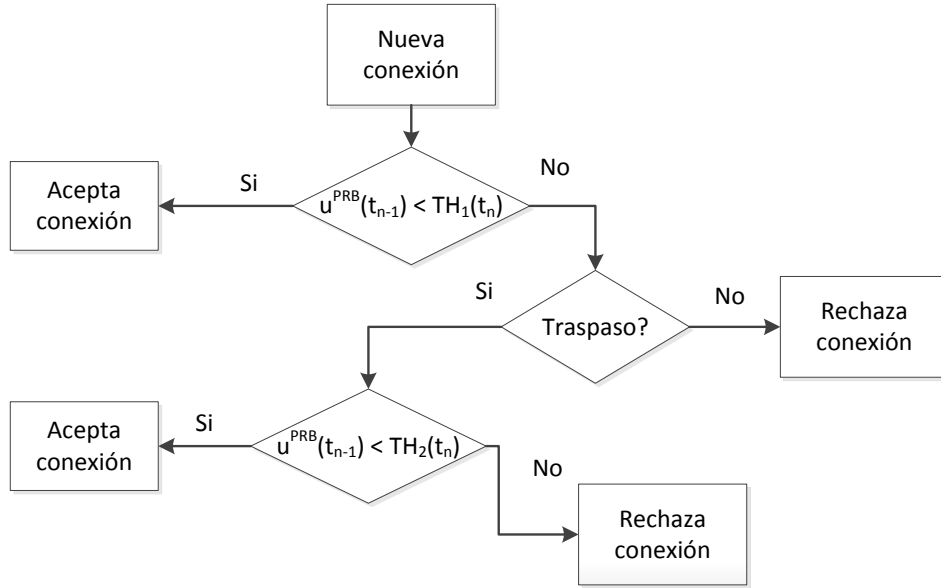


Figura A-7 - Diagrama de decisión

Los umbrales son ajustados en cada TTI en función del retardo experimentado por todas las conexiones y la ocupación. Las expresiones (3) y (4) indican cómo varían los umbrales. Como puede observarse, la actualización de ambos umbrales depende de la media ($D_{avg}^j(t_n)$) y la desviación estándar normalizada ($D_{std}^j(t_n)$) de retardo de paquete para la clase de servicio j , del retardo máximo asumible para la clase j (D_{MAX}^j), además del valor de la media y desviación estándar normalizados de la utilización ($U_{avg}^{PRB}(t_n)$) y ($U_{std}^{PRB}(t_n)$). Por último, $MDR(t_n)$ corresponde al máximo cociente obtenido como retardo partido por retardo máximo para todas las clases, tal y como aparece en la expresión (A-11).

$$TH_1 = \begin{cases} \min\left(TH_1(t_n) + \frac{1}{N_{total}}, TH_2(t_n)\right), & D_{AVG}^j(t_n) + D_{std}^j(t_n) < D_{MAX}^j \text{ para } \forall j \\ & y U_{avg}^{PRB}(t_n) + U_{std}^{PRB}(t_n) > TH_1(t_{n-1}) \\ \max\left(TH_1(t_n) - \frac{1}{N_{total}}, 0\right), & D_{AVG}^j(t_n) + D_{std}^j(t_n) \geq D_{MAX}^j \text{ para } \forall j \\ & y U_{avg}^{PRB}(t_n) - U_{std}^{PRB}(t_n) < TH_1(t_{n-1}) \\ TH_1(t_{n-1}), & otherwise \end{cases} \quad (A-9)$$

$$TH_2(t_n) = TH_2(t_n) + (1 - MDR(t_n))^2 \times (1 - TH_1(t_n - 1)) \quad (A-10)$$

$$MDR(t_n) = \max \left(\min \left(\frac{d^j(t_n)}{D_{MAX}^j}, 1 \right) \right) \quad (A-11)$$

Analizando la expresión de TH_1 , se observa que cuando el retardo medio sufrido es, en todos los servicios, menor al máximo y la utilización media más la desviación estándar es mayor al umbral TH_1 en el TTI anterior, el umbral aumenta. Estas condiciones reflejan que el sistema podría soportar más conexiones y por ello se aumenta el umbral. En cualquier caso, el umbral TH_1 no supera nunca el valor de TH_2 . Por otro lado, si algún servicio está experimentando un retardo mayor al máximo y la utilización media menos la desviación estándar es menor a la que ofrece el sistema, el umbral disminuye. El paso de aumento o disminución es el mismo ($1/N_{total}$), el cual representa la utilización que tendría un usuario que consumiera un solo RB.

TH_2 , como puede observarse en la figura A.7, marca el umbral para las conexiones que provienen de traspasos intercelulares. En la expresión de la ecuación 4 puede comprobarse que su valor se aproximará a TH_1 cuando MDR y TH_1 sean grandes, es decir, cuando el sistema esté en disposición de aumentar su carga y por tanto permita la entrada de más conexiones.

Este algoritmo, presenta diferencias con respecto al anterior. En principio, es menos conservador en la reserva de recursos para conexiones de handover, no impone una limitación a las conexiones en tiempo real y no diferencia las nuevas conexiones por tipo de servicio. Estas variaciones invitan a pensar que los resultados serán bastante diferentes por lo que realizar una simulación para compararlos sería bastante interesante.

A.4.7. CAC dinámico y adaptado a cada posible tipo y naturaleza de servicio

En [8], se propone un control de admisión local y dinámico, aunque fácilmente podría extenderse a un sistema distribuido. Este algoritmo clasifica las conexiones en función del servicio que transporta y de su naturaleza. El autor define varios tipos de naturalezas: emergencia, traspaso intercelular y otras naturalezas relacionadas con cuestiones de control como establecimiento de la conexión o modificación. Además, dentro de cada naturaleza, se definen servicios que corresponden con los tipos de QoS definidos anteriormente.

Su funcionamiento se basa en garantizar una cantidad de recursos para cada par servicio/naturaleza. En concreto, para aceptar una nueva conexión, debe cumplir la condición (A-12).

$$\rho + v_m * \Delta\rho \leq \rho_{m,s}^{(th)} \quad (A-12)$$

En esta condición, v_m es un número real positivo que representa cuánto de conservador es el algoritmo: un valor pequeño representa una política poco conservadora puesto que la carga que se predice consumirá la nueva conexión será mucho menor. El parámetro $\rho_{m,e}^{(th)}$ representa el umbral de capacidad para las conexiones con servicio m y de naturaleza e .

Para estimar la carga de la celda, el algoritmo utiliza la ecuación (A-13), en la cual ρ_{CC} y ρ_{SPS} son la carga de los canales de control y la carga de las conexiones semipersistentes. El sumatorio, con m recorriendo todas las clases de servicio (N_{CQI} corresponde con el número de clases de servicio posibles), da como resultado la capacidad total utilizada por todas las demás conexiones en curso ya que ρ_i representa cada conexión transportando ese tipo de servicio (Q_m es el conjunto de todas las conexiones con clase de servicio m).

$$\rho = \rho_{CC} + \rho_{SPS} + \sum_{m=1}^{N_{CQI}} \rho^{(m)} \quad (A-13)$$

$$\rho^{(m)} = \sum_{i \in Q_m} \rho_i$$

Para el cálculo de ρ_i , el autor propone 2 métodos distintos:

Método 1

Este método es el más sencillo de los dos. Se basa en tomar la media de la utilización de recursos utilizados durante un periodo, tal y como muestra la ecuación (A-14).

$$\rho_i = \xi_i = \frac{N_i}{N_{total} * \Delta T} \quad (A-14)$$

En esta ecuación N_i es el número de recursos asignados a la conexión i durante un periodo ΔT .

Método 2

Este método trata de completar el anterior método ya que no tenía en cuenta la nueva tasa requerida y por tanto, en sistemas muy cambiantes, el método 1 no daría un resultado realista. Este método se basa en la ecuación (A-15).

$$\rho_i = \min \left(K_c, \xi_i * \frac{R_i^{(req)}}{T_i} \right) \quad (A-15)$$

En esta ecuación, $R_i^{(req)}$ es la tasa requerida en esa subtrama y T_i es la tasa media obtenida durante el periodo ΔT . Debe añadirse que es posible obtener resultados no deseables cuando T_i sea demasiado pequeño por lo que se utiliza una constante K_c como límite máximo. El autor no expone en ningún momento cómo hallar este valor aunque en las simulaciones utiliza $K_c=2$.

El otro parámetro necesario para calcular la ecuación (A-12) es $\Delta\rho$, es decir, el incremento de carga que se estima experimentará el sistema al aceptar la nueva conexión. La expresión (A-16) muestra como sugiere el autor hacer este cálculo.

$$\Delta\rho = \frac{1}{N_{total}} * \frac{R^{(req)}}{\omega_K} \quad (A-16)$$

ω_K corresponde a la eficiencia espectral media de la nueva conexión, es decir, tasa media que la conexión puede obtener por recurso. Este último parámetro puede ser calculado utilizando 3 métodos que se explican a continuación.

Método 1

Este método calcula la eficiencia espectral como aparece en la ecuación (A-17)

$$\omega_K = \frac{\sum_{i \in \phi_K} S_i}{\sum_{i \in \phi_K} N_i} \quad (A-17)$$

La nomenclatura utilizada es la siguiente: S_i son los bits enviados correctamente en la conexión i en un periodo específico; N_i se refiere al número de recursos utilizados en la conexión i en el mismo periodo; por último, ϕ_K es el grupo de conexiones activas en la célula del usuario k . Por tanto, en el numerador, se suman todos bits enviados correctamente por el usuario en todas las conexiones que tenga activas en la célula. En el denominador, se suman todos los recursos que está utilizando el usuario en todas las conexiones. Como puede observarse, el método asume que es posible que un usuario tenga más de una conexión activa en la célula. Además, para realizar el cálculo mediante este método es necesario que el usuario tenga alguna conexión en curso.

Método 2

El método dos calcula la eficiencia espectral sin tener en cuenta los recursos asignados para el usuario, lo cual es una ventaja si la conexión es un handover al ser el control de admisión local. Este método se basa en los informes CQI del terminal que la estación base recibe para cada recurso. A partir de éstos, es posible obtener la eficiencia espectral a la que podría transmitir el terminal en cada recurso. La ecuación (A-18) muestra cómo se realiza el cálculo.

$$\omega_K = \frac{1}{|\Omega_K|} * \sum_{i \in \Omega_K} r_{k,i} \quad (A-18)$$

En esta ecuación, $r_{k,i}$ representa el número de bits que el usuario k podría enviar en el recurso i según la información del CQI. La variable Ω_K indica el grupo de recursos para los cuales la estación base tiene información.

Método 3

El último método es el más simple y se utilizaría cuando el usuario no tuviera ninguna conexión en curso y fuera imposible conocer los CQI de los recursos, lo cual es una circunstancia bastante probable en traspasos intercelulares. Este método calcula la eficiencia espectral como la media de entre todas las conexiones activas de la célula, tal y como aparece en la expresión (A-19).

$$\omega_K = \frac{1}{|S_u|} * \sum_{l \in S_u} \omega_l \quad (A-19)$$

La variable S_u es el grupo de usuarios activos en la célula.

Volviendo al cálculo de $\Delta\rho$, el autor da otra manera de realizarlo: hallar cuál es la carga media por conexión que transporte el mismo tipo de servicio que la nueva conexión. Esta manera simple se describe en la ecuación (A-20).

$$\Delta\rho = \frac{1}{|Q_m|} * \sum_{i \in Q_m} \rho_i \quad (\text{A-20})$$

En ella, Q_m representa el grupo de conexiones activas en la célula con el mismo servicio que la nueva conexión.

Este algoritmo es dinámico puesto que el umbral $\rho_{m,s}^{(th)}$ para las conexiones de handover, según los autores, se debería modificar en función de cómo evoluciona el sistema. Sin embargo, los autores no explican cómo hacerlo.

Puede observarse que esta publicación se centra en el problema de cómo realizar una buena estimación de la carga, tanto consumida como la que se supone consumirá la nueva conexión. Además, el hecho de ofrecer una respuesta diferenciada en función del servicio y la naturaleza de la conexión no se había visto hasta ahora, lo cual supone aumentar la flexibilidad del control de admisión ya que permite reservar todos los recursos para las distintas naturalezas y servicios presentes en el sistema. Consecuentemente, se logra un control mayor aunque la complejidad aumenta proporcionalmente.

A continuación, se detallan tres controles de admisión que incluyen mecanismos que ayudan a mejorar la gestión de recursos. Los dos primeros, implementan el llamado balanceado de carga mientras que el último utiliza un control de congestión.

A.4.8. Utilización del balanceado de carga

En [11] se incorpora la idea del balanceado de carga entre celdas vecinas para mejorar las prestaciones en escenarios de handover. Hasta ahora, la única causa por la cual un usuario se movía de una celda a otra era el hecho de que alguna celda vecina fuera capaz de proporcionarle una SINR mucho mejor que la que estaba experimentando en ese mismo instante por parte de su estación base. Los autores, en este caso, añaden una variable más al proceso de decisión de handover considerando la carga que están experimentando las celdas vecinas. El objetivo final de esta estrategia es lograr que todas las celdas mantengan unos niveles similares de carga, tal y como se expresa en (A-21).

$$0 \leq |\gamma(1) - \gamma(2)| \leq \delta_{balance} \quad (\text{A-21})$$

$\gamma(i)$ se refiere a la carga que tiene la celda vecina i y $\delta_{balance}$ es el umbral objetivo. En definitiva, lo que los autores buscan es que la diferencia entre las cargas que están soportando celdas vecinas sea menor a un umbral. Esto llevará a mejorar las prestaciones del sistema en general y evitará celdas puntualmente sobrecargadas que contribuyen enormemente a empeorar las estadísticas de

probabilidad de dropping y bloqueo. A cambio, el proceso de handover se complica ya que, además de añadir una nueva variable, supone que periódicamente las celdas vecinas compartirán información sobre su carga. Debe precisarse que los autores no indican cómo calcular la carga que está experimentando una celda, es decir, la variable $\gamma(i)$.

El proceso de handover, añadiendo el balanceado de carga, seguiría los siguientes pasos:

1. Periódicamente, el móvil envía información sobre el canal que está experimentando en el enlace con su estación base y con las vecinas. La estación base procesa esa información y agrupa a las celdas vecinas que dan una SINR mayor a un umbral RSS_{add} como candidatas.
2. En el momento en que la SINR experimentada por el terminal en relación con la estación base sea menor a un umbral RSS_{drop} , la estación base comenzará el proceso de selección de la nueva estación base, el cual supone dos pasos:
 - a. Selecciona la celda que está proporcionando la mejor SINR.
 - b. Comprueba la condición (A-21). En caso de no cumplirla, vuelve al paso a. pero tomando la celda con la siguiente mejor SINR. Si no hubiera más celdas candidatas, el autor no indica que ocurriría pero probablemente la conexión se incorporaría a la celda que tuviera la menor carga.
3. En caso de que al menos una celda candidata cumpla la condición (A-21), se lanzaría el control de admisión y en función del resultado, la conexión sería aceptada en la nueva celda.

Por otra parte, los autores presentan un control de admisión local, es decir, que diferencia entre conexiones nuevas o de handover. Además, dentro de cada una de éstas, diferencia tres tipos de QoS: UGS, rtPS y nrtPS; por tanto, existen 6 tipos de conexiones que pueden solicitar el control de admisión. Para calcular los recursos necesarios por la conexión, el autor utiliza la expresión (A-22), análoga a la expresión (A-1), en la que B_{req} es la tasa requerida por la QoS de la conexión y B_{MCS}^{PRB} es la tasa que puede transmitirse en cada RB en función del canal experimentado.

$$N_{req} = \frac{B_{req}}{B_{MCS}^{PRB}} \quad (A-22)$$

Esta política de admisión incluye buffers que almacenan las conexiones que no han podido entrar en la celda (bien desde un handover o por ser nueva conexión). Cuando se libera algún recurso, las conexiones de estos buffers son analizadas y se ordenan en función del tiempo que quedan para que expire el tiempo máximo de un paquete de la conexión. Finalmente, la conexión que más urgencia tenga para enviar será la que obtenga el recurso libre.

Por último, los autores priorizan las conexiones de handover reservando recursos para ellas. Sin embargo, a diferencia de la mayoría de políticas de control de admisión vistas hasta ahora, estos recursos podrán ser utilizados por otras conexiones, en concreto por conexiones nrtPS y BE. En caso de que la celda esté sobrecargada y una nueva conexión de handover llegue, el sistema degradaría la tasa de las conexiones nrtPS y BE hasta lograr recursos para la conexión de

handover. Esta degradación tendrá un límite y si hubiera que atravesarlo para lograr garantizar la QoS solicitada por la conexión de handover, el proceso se descartaría y la conexión de handover se bloquearía. Cuando una conexión termine o haga un handover a otra celda, si no existieran conexiones en los buffers y por tanto quedara ancho de banda libre, las conexiones nrtPS y BE tomarían esos recursos, de modo que en ningún momento existirán recursos sin usar (salvo en escenarios con muy poca carga). En caso de una sobrecarga grande, los autores indican que este proceso podría llevarse a cabo para las nuevas llamadas que se encuentran en los buffers a la espera de recursos.

A.4.9. Balanceado de carga aplicando un método distinto

Esta publicación [12] es muy similar a la anterior en el hecho de que proponen el uso de algoritmos de carga balanceada para lograr mejorar las prestaciones del sistema y reducir la probabilidad de bloqueo de handover y de dropping en todas las conexiones en curso. Sin embargo, esta publicación se centra más en mejorar la condición sobre cuándo realizar un handover.

Los autores indican que, para que se dé un handover, debe cumplirse la relación (A-23) que se explica a continuación.

$$M_j - M_i > O_i^{(CS)} - O_{ij}^{(CN)} + \xi + \eta \quad (\text{A-23})$$

La variable M_i indica la SINR que está recibiendo el terminal por parte de la estación base i . Este dato es transmitido por el UE a su estación base periódicamente. Por otro lado, las variables O_x son constantes u offsets específicos de cada celda cuya función es sesgar la decisión de handover para que no sólo dependa de la señal a ruido e interferencia. $O_{ij}^{(CS)}$ se trata del offset aplicado a la estación base mientras que $O_i^{(CN)}$ es el offset para la celda vecina. ξ y η son simplemente constantes de histéresis y están fijadas.

La idea que se extrae de esta publicación reside en manipular la variable $O_{ij}^{(CN)}$ en función de la carga que estén sufriendo las celdas vecinas con el objetivo de inclinar al terminal a hacer handovers hacia las celdas menos cargadas. En concreto, periódicamente y en función de los informes recibidos de las celdas vecinas sobre su carga, se ejecutaría la expresión (A-24).

$$O_{ij}^{(CN)} = \begin{cases} \min(O_{ij}^{(CN)} + \Delta, O_{MAX}^{(CN)}), & \rho_j - \rho_i \geq 0 \\ \min(O_{ij}^{(CN)} - \Delta, -O_{MAX}^{(CN)}), & \rho_i - \rho_j \geq 0 \\ O_{ij}^{(CS)}, & |\rho_i - \rho_j| < \rho_{th} \end{cases} \quad (\text{A-24})$$

En la expresión, Δ es una constante y se define como el paso con el cual iría cambiando la variable. ρ_i corresponde a la carga que está experimentando la celda i y ρ_{th} representa el umbral diferencia entre cargas objetivo. $O_{MAX}^{(CN)}$ es el valor máximo y su objetivo es evitar que $O_{ij}^{(CN)}$ tome unos valores disparatados.

Los autores, indican explícitamente cómo calcular la carga en la celda dando dos opciones que ya se vieron en A4.7. En concreto, estas opciones son las expresiones (A-25) y (A-26), análogas a (A-14) y (A-15), cuya función es calcular la utilización de los recursos que hay en la celda. Para conocer las variables de estas expresiones, se insta al lector a dirigirse al apartado A4.7.

$$\rho_i = \xi_i = \frac{N_i}{N_{total} * \Delta T} \quad (A-25)$$

$$\rho_i = \min \left(K_c, \xi_i * \frac{R_i^{(req)}}{T_i} \right) \quad (A-26)$$

La primera de ellas puede no ser una buena opción en caso de que la carga no sea muy alta y haya varias conexiones nrtPS o BE ya que el scheduler dará los recursos “vacíos” a estas conexiones. Además, esta medida suele ser poco optimista ya que no tiene en cuenta que en altas cargas y a cambio de aumentar retardo, se obtendrían utilidades mucho más altas. Por estas razones que esgrimen los autores, se utiliza la opción A-26.

A.4.10. Control de congestión

En escenarios de movilidad total entre celdas resulta interesante considerar mecanismos complementarios a la admisión. En concreto en [13] se propone un mecanismo de este tipo denominado control de congestión (CC).

La carga que experimenta una celda nunca va a ser constante aun cuando el número de usuarios si lo sea debido a la variabilidad de los canales inalámbricos y al hecho de que los terminales están en continuo movimiento. En consecuencia, las condiciones por las cuales el control de admisión aceptó una conexión en un momento determinado van a variar. El control de congestión lo que consigue es evitar que la carga aumente por encima de un umbral, impidiendo que todas las conexiones de la celda vean degradadas sus prestaciones. Los procedimientos habituales son reducir la carga de conexiones menos prioritarias (pre-emption) o incluso bloquearlas.

En concreto, en [13] los autores especifican dos situaciones en las cuales este mecanismo se dispararía:

1. Las condiciones de canal de muchos usuarios se han degradado y en consecuencia la carga aumenta por encima del umbral.
2. Una conexión con prioridad alta solicita un handover a la celda.

El control de congestión descrito por los autores es invocado cuando durante $T_{trigger}$ subtramas la carga de la celda está por encima del umbral de carga aceptable. En ese momento, el sistema reduce la carga de las conexiones menos prioritarias (nrtPS y BE) hasta lograr devolver la carga a parámetros admisibles. Para hacer esta reducción, el sistema ordena de menor a mayor prioridad las conexiones existentes utilizando la expresión (A-27).

$$s_j = w_{ARP} * K_C * ARP_j + \rho_j \quad (A-27)$$

$$\rho_i = \min(K_C, \xi_i * \frac{R_i^{(req)}}{T_i}) \quad (A-28)$$

En esta expresión, j es el índice de la conexión, K_C es la constante utilizada para calcular la carga en el sistema que se vio en la expresión (A-15) y que vuelvo a reproducir en la expresión (26). ARP_j es un entero que representa la prioridad de la conexión para ser eliminada o degradada en caso de limitación de recursos (una ARP alta significa mayor prioridad para ser eliminada o degradada). ρ_j es la contribución a la carga total de la celda por parte de la conexión j y por último w_{ARP} es un parámetro del sistema cuyo valor varía entre 0 y 1. Este parámetro equilibra la contribución que tiene ARP en la decisión final, de manera que es juez en el compromiso entre tener más en cuenta ARP o la carga que añade la conexión. Las conexiones con los mayores valores de s_j son las primeras en ser descartadas. Si reduciendo la carga no se lograran obtener unos parámetros por debajo del umbral, algunas de estas conexiones menos prioritarias podrían ser descartadas.

Los autores definen dos tipos de controles de admisión, uno en el que es posible aplicar el control de congestión ante posibles llegadas de conexiones con alta prioridad y otro en el que no. El segundo de estos es el más simple y utiliza la expresión (A-29) para decidir la admisión.

$$\rho + \Delta\rho \leq \rho^{th} \quad (A-29)$$

Esta expresión es la ya ha sido vista anteriormente y simplemente compara si la carga total del sistema más la que añade la nueva conexión están por debajo de un umbral decidido.

Por otra parte, el control de admisión que utiliza el control de congestión, toma las decisiones en función de la inecuación (A-30).

$$\sum_j f(j, i) * \rho_j + \Delta\rho \leq \rho^{th} \quad (A-30)$$

Para entender esta expresión es necesario tener en cuenta que la conexión i quiere entrar al sistema. La función $f(j, i)$ es 1 en caso de que la prioridad de la conexión j sea mayor a la de i y 0 en el caso contrario. Para calcular esta prioridad el autor utiliza sólo ARP aunque indica que podrían utilizarse otros métodos. Básicamente lo que traslada la expresión 27 es que sólo es necesario tener en cuenta la carga que añaden las conexiones con mayor prioridad a la de handover puesto que en caso de que entrara, las de menos prioridad pueden degradarse o incluso descartarse.

El último control de admisión, tiene en cuenta el diseño de un mecanismo de nivel 2: la coordinación de interferencias. Creo que es bastante interesante puesto que coincide con las características del sistema en el cual se ha trabajado para realizar esta tesis fin de máster.

A.4.11. Mecanismo que considera explícitamente el esquema de coordinación de interferencias aplicado

Una de las principales limitaciones de los métodos anteriores es que no tienen en cuenta las estrategias de gestión de recursos y en particular de coordinación de interferencias que se aplican en los sistemas OFDMA para tratar de alcanzar un reuso unidad a nivel de celda. En [6] hay una propuesta bastante interesante que trata el problema del control de admisión en un entorno en el cual se ha aplicado a la celda el esquema de gestión de la interferencia denominado soft frequency reuse (SFR) que trata de evitar al máximo la interferencia de las celdas vecinas.

Este esquema divide los recursos de la celda en dos grupos: interior y exterior. Los recursos exteriores se caracterizan porque tienen permitido el uso de más potencia para transmitir a los usuarios más alejados o con un canal malo. Como contrapartida, y para no interferir demasiado a las celdas vecinas, estos recursos estarán sectorizados, de modo que los usuarios sólo podrán utilizar un tercio de los recursos exteriores: los dedicados a su sector. Los recursos interiores, son los mismos en todas las celdas y son accesibles en todos los sectores aunque para evitar la interferencia intersector, cada recurso interior solo puede ser utilizado por un sector cada TTI. La figura A-8 muestra la disposición frecuencial de un sistema celular que utiliza SFR. En la parte derecha de la figura se representan los recursos con una amplitud proporcional a la potencia permitida en cada grupo de recursos. El color violeta representa los recursos interiores, mientras que los rallados son los recursos exteriores.

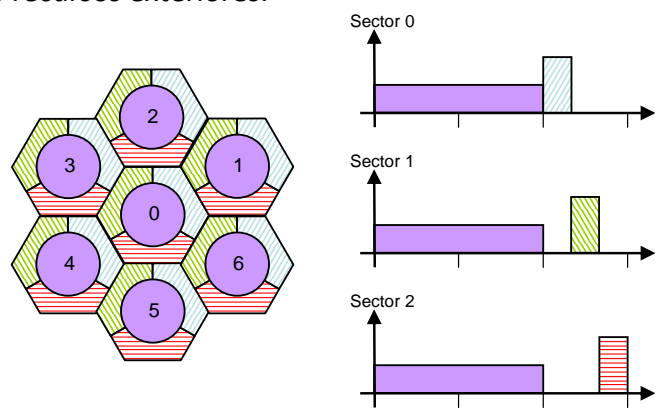


Figura A-8 - Distribución de los RBs utilizando SFR

Aplicar controles de admisión tradicionales como los que se han visto en este tipo de esquemas, a priori, no parece óptimo. Debe tenerse en cuenta que una conexión de handover, al menos al principio, utilizará recursos exteriores al encontrarse alejado de la estación base. Éstos, suelen ser bastante menores en número que los interiores y por tanto tendrán más probabilidad de estar ocupados. Por ello, aplicar un control de admisión tradicional implicará un bloqueo de conexiones de handover mayor del necesario, lo cual lleva a ineficiencias en la gestión de recursos. Los autores, para evitar estas ineficiencias, presentan un control de admisión específico para un esquema de SFR.

Para calcular los recursos necesarios, los autores usan la expresión (A-31), ya que para sus pruebas sólo van a utilizar usuarios con una QoS GBR.

$$N_i = \frac{GBR_i}{M * BW_{PRB} * S_i}, \text{ donde } S_i = \log_2(1 + \overline{SINR}_i) \quad (A-31)$$

\overline{SINR}_i es la SINR del usuario i en toda la banda frecuencial, GBR_i es la tasa requerida, M es el número de símbolos OFDM en cada RB y BW_{PRB} es el ancho de banda de un RB.

El criterio de admisión que utilizan es el básico que aparece en la expresión (A-32), sin reservar ningún recurso para las conexiones de handover ni aplicar restricciones extra a los usuarios que quieran entrar en el exterior. Eso sí, si una conexión de handover no cumple la condición, en vez de ser bloqueada, se inserta en un buffer de espera durante un cierto tiempo tras el cual será bloqueada. Este mecanismo no se aplica con las nuevas conexiones que serán bloqueadas en caso de no cumplirse la condición.

$$\sum_{i=1}^k N_i + N_{req} \leq N_{total} \quad (A-32)$$

La propuesta que hacen los autores es dividir los recursos del interior entre los sectores, tal y como se hace con los del exterior, de forma que todos los recursos estarán sectorizados. Esta distribución puede observarse en la figura A-9, donde los sectores se denominan A, B y C.

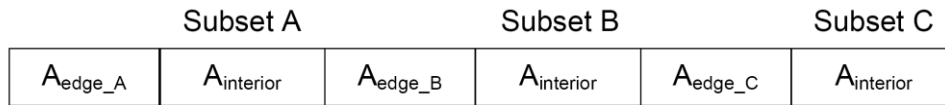


Figura A-9 - Distribución de los recursos en 3 sectores

La idea es que en caso de que haya una sobrecarga en el exterior y aparezca una conexión de handover o una nueva conexión en ese sector, los usuarios exteriores puedan coger prestado algún RB del interior perteneciente a ese mismo sector que no se esté usando, de tal forma que se mantenga el objetivo de interferir lo mínimo. Una vez haya concluido la sobrecarga, este RB deberá ser devuelto. Esta operación se observa en la figura A-10.

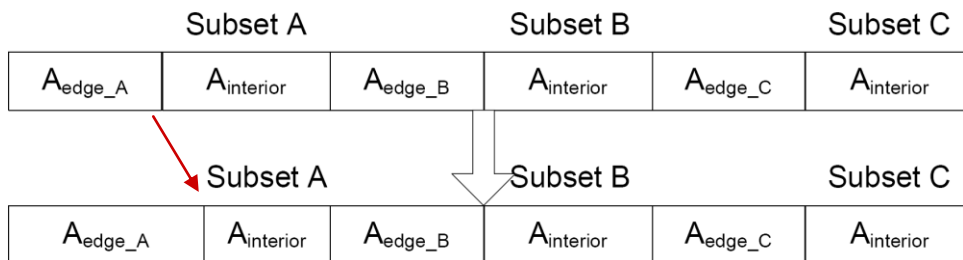


Figura A-10 - Redistribución de los recursos hacia el exterior

Otro caso que tienen en cuenta los autores es el contrario, es decir, que haya sobrecarga en el interior y un usuario de esa zona solicite comenzar una nueva conexión. En ese caso, la zona interior podría tomar prestado algún recurso sin ocupar de la zona exterior, tal y como se muestra en la figura A-11.

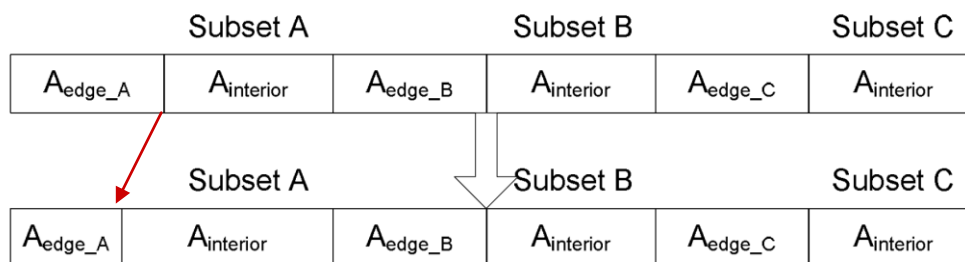


Figura A-11 - Redistribución de los recursos hacia el interior

Además de estos casos, se definen tres más complejos en los cuales es posible tomar recursos prestados de otros sectores tratando de minimizar al máximo la interferencia que se va a crear. Estos casos se describen a continuación.

CASO 1

Los recursos exteriores del sector A están sobrecargados mientras que los recursos interiores de ese mismo sector están todos ocupados. En este caso, la zona interior tomará prestado algún recursos libre de otro sector, supongamos que B, y lo utilizará, dejando libre recursos propios que podrán ser usados por el exterior. De ese modo, se mantiene el control sobre la interferencia SFR. Si la zona interior de B no tuviera recursos suficientes, tomaría recursos de su zona exterior para poder prestarle a A. Esto se muestra en la figura A-12.

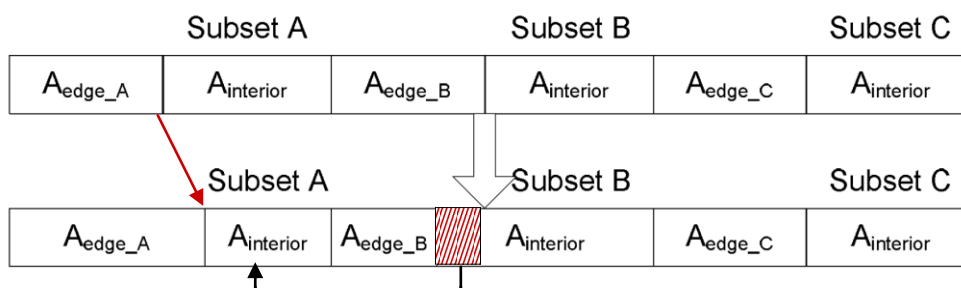


Figura A-12 - Redistribución de los recursos hacia el interior

CASO 2

Imaginemos el caso anterior pero un nuevo usuario requiere recursos de la zona exterior del sector A y el interior tiene algún recurso libre pero perteneciente al sector B. En ese caso, la zona exterior tomaría esos recursos, violando la gestión de interferencias, por lo cual lo comunicaría a las celdas vecinas para indicarles que ese RB es muy sensible a interferencias ya que va a utilizarse durante un periodo en el exterior. La figura A-13 muestra este mecanismo.

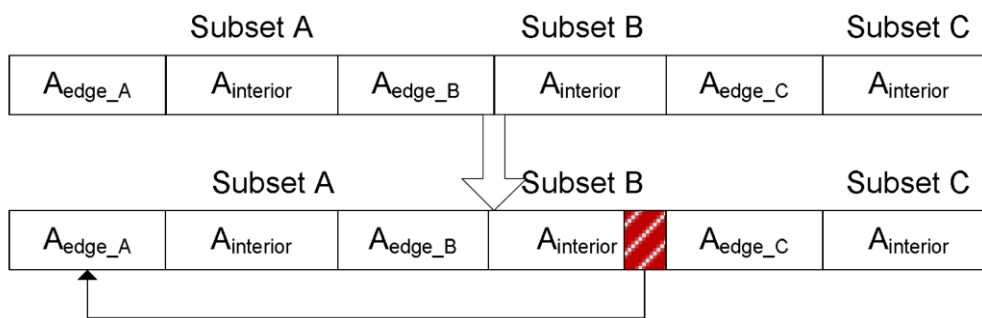


Figura A-13 - Redistribución de los recursos en el caso 2

CASO 3

Este caso es parecido al caso 2 sólo que ahora las zonas interiores de los sectores A y B están completas, la zona exterior de A está también completa y recibe una petición de nueva conexión y la zona exterior de B tiene RBs vacíos. Además, todos los recursos interiores propios del sector A, ya están siendo usados por el exterior. El algoritmo impide por causas de interferencia, que dos zonas exteriores negocien entre sí, por ello lo que debería ocurrir es que la zona exterior B prestaría a la zona interior B, ésta, volvería a prestar a la zona interior A y así poder dejar algún recurso libre para la zona exterior A. Como estos recursos libres pertenecerían a la zona interior de B, de nuevo, sería necesario indicar a las celdas vecinas este hecho para que lo tengan en cuenta en sus mecanismos de scheduling. La figura A-14 ejemplifica este caso.

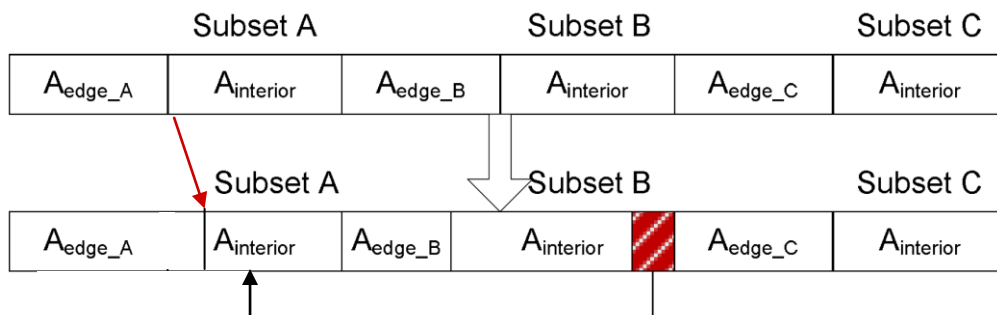


Figura A-14 - Redistribución de los recursos en el caso 3

El problema de esta solución estaría en la necesidad que existe de informar a otras celdas cuando aparecen estos tres últimos casos, lo cual reduce la libertad en el scheduler y puede llevar a situaciones en las cuales usuarios aceptados no se les pueda dar servicio. De todos modos, puede ser un buen esquema en el cual basarse para realizar un control de admisión específico para SFR haciendo alguna variación.

ANEXO B.

Descripción del simulador

B.1. Introducción

En el segundo anexo de esta tesis fin de máster se va a tratar de describir la plataforma de simulación software que ha permitido obtener los resultados mostrados. Éste, apoya al capítulo 2, extendiendo la explicación de los apartados que por falta de espacio no han podido ser tratados en detalle en el cuerpo de la memoria.

El software, desarrollado en C++, integra el servicio proporcionado por el nivel físico al nivel de enlace, las funcionalidades asociadas a las subcapas que integran el nivel 2 (L2), así como todas las funcionalidades de gestión de recursos radio con impacto en el nivel de enlace: scheduling adaptativo, selección adaptativa del esquema de modulación y codificación, gestión de potencia, coordinación y gestión de interferencia intercelular, balance de carga, etc. Todos los aspectos relativos a capas superiores quedan fuera por no ser esenciales para la gestión de recursos.

Este simulador permite un análisis detallado del comportamiento de las soluciones propuestas en escenarios realistas que incluyen la tecnología y procedimientos definidos a nivel físico (desarrollados de forma detallada y explícita, o, alternativamente, modelados después de abstraerlos lo máximo posible, manteniendo sus efectos más representativos y condicionantes),

modelos de propagación de acuerdo con las recomendaciones de los principales organismos de estandarización (e.g. 3GPP: 3rd Generation Partnership Project), las limitaciones de potencia de transmisión de móviles y estaciones base (por portadora y en toda la banda), distintos grados y patrones de movilidad de los usuarios, así como distintos tipos de tráfico (audio, vídeo, juegos, datos) con diferentes requerimientos de caudal y de calidad en cuanto a la tasa de errores y retardo. De hecho, contempla todos los procedimientos de las capas física (L1) y MAC (L2) del enlace necesarios para el mantenimiento de una conexión de datos entre la estación base y el terminal móvil.

Debido a la complejidad y alto consumo computacional que genera esta plataforma, es inviable una simulación conjunta del enlace ascendente y descendente. En este caso, como ya se mencionó en su momento, el análisis de las diferentes propuestas se ha realizado para el enlace descendente cuyo protagonismo en los escenarios de handover es mucho más destacado que el enlace ascendente.

Básicamente y de forma abreviada, el funcionamiento del simulador es el siguiente: el scheduler monitoriza el estado de los buffers de cada usuario y el canal que está experimentando. Utilizando esta información y limitado por los mecanismos de control de interferencias existentes, éste asigna recursos a cada terminal para transmitirles datos. Estos, viajarán por el canal y serán recibidos por los usuarios correcta o incorrectamente en función de la estimación de canal hecha. Estos terminales, paralelamente, irán moviéndose por el escenario con restricciones o total libertad dependiendo de la configuración inicial que se haga. La figura B-1 muestra un esquema general de las funcionalidades que incluye esta plataforma y sus interrelaciones.

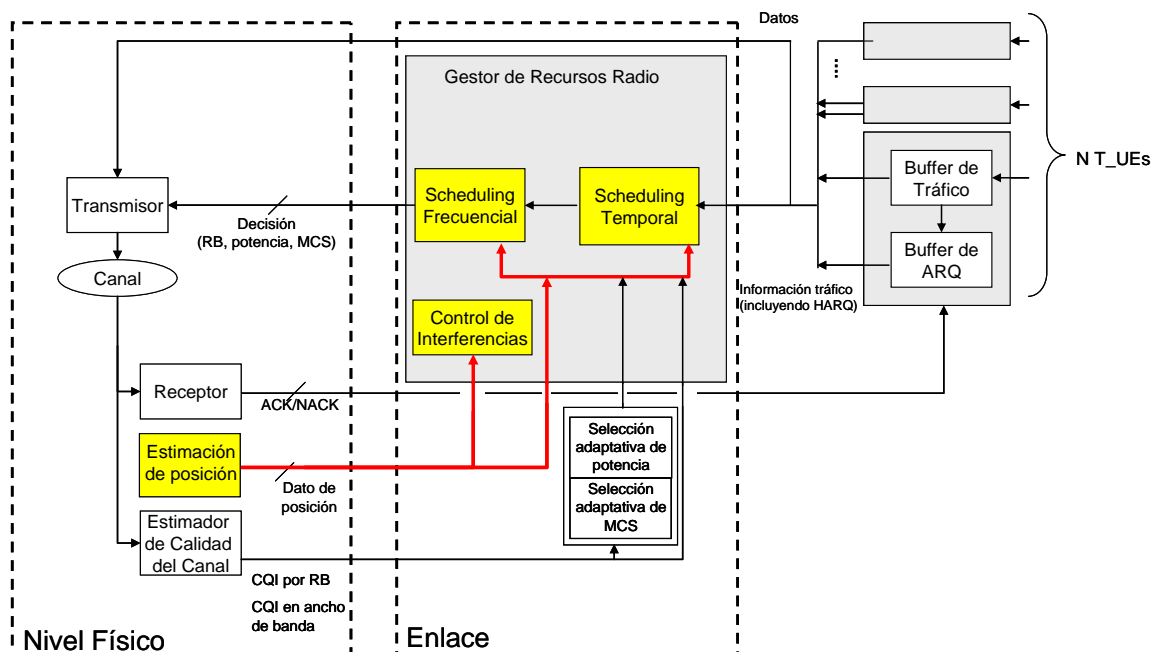


Figura B-1 - Esquema general del simulador

A continuación, se hará una descripción mucho más detallada de cada parte del simulador para que el lector se haga una idea lo más cercana posible de las funcionalidades que incorpora el simulador.

B.2. Capa física

B.2.1. Tecnologías de capa física

Esta tesis fin de máster se centra en la nueva generación de redes celulares del 3GPP LTE por lo que la capa física del simulador se basa en la tecnología OFDMA. Esto supone que el ancho de banda del sistema se divide en un número N_{FFT} finito de subportadoras OFDM las cuales están separadas entre sí Δf Hz. Debe tenerse en cuenta que parte de estas subportadoras no serán utilizadas para la transmisión de información útil: las subportadoras a ambos lados de las bandas serán usadas como subportadoras de guarda para minimizar la interferencia de canales adyacentes y varias subportadoras distribuidas a lo largo del ancho de banda se utilizan como subportadoras piloto para ayudar al sincronismo y a la estimación del canal. Además, para evitar problemas de carácter electrónico, la subportadora correspondiente a la frecuencia central (0Hz en banda base) se elimina. La figura B-2 resume el espectro correspondiente a un sistema OFDMA.

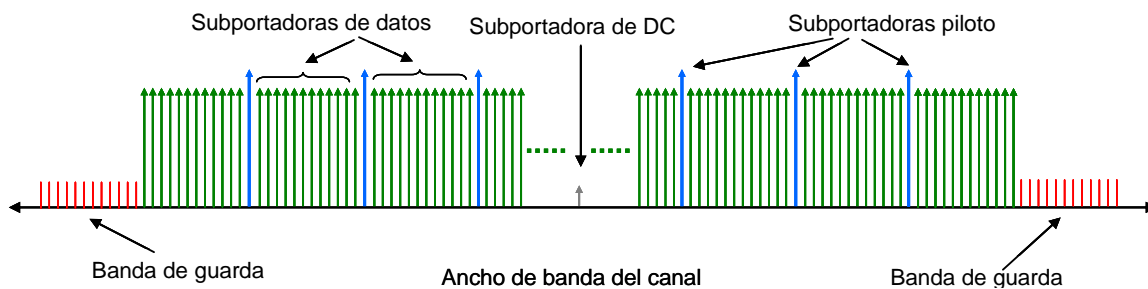


Figura B-2 - Espectro de un sistema OFDMA

Al considerar OFDMA como técnica de acceso, en un instante determinado es posible transmitir simultáneamente información hacia o desde varios de usuarios de la celda, multiplexando dicha información en distintas subportadoras OFDM. Idealmente, el mecanismo de acceso OFDMA permitiría realizar cualquier reparto de subportadoras entre usuarios y con la granularidad deseada. Sin embargo, este acceso requiere de una cantidad de señalización desmesurada para cubrir cualquier posibilidad. Por ello, se ha apostado por definir bloques de recursos radio (RB: Resource Block), tanto para el transporte de datos de usuario como de control. El RB está compuesto de N_{SC} subportadoras durante N_S símbolos OFDM consecutivos. Un RB es la unidad mínima de asignación en el sistema, es decir, que un usuario no puede recibir menos subportadoras que las $[N_{SC} \times N_S]$ que componen un RB. Del mismo modo, para limitar la señalización requerida y simplificar la tarea de scheduling, en todas las subportadoras del RB se aplica el mismo formato de transmisión, es decir, el mismo esquema de modulación y codificación (MCS) y la misma potencia de transmisión.

Por otro lado, uno de los temas más importantes relativos a la capa física es el entramado de la comunicación. El simulador utilizado implementa un duplexado FDD, lo cual facilita el poder simular sin usar el enlace ascendente. Se definen tramas LTE de duración 10ms, las cuales se dividen en subtramas de 1ms cada una. Éstas, constituyen la unidad mínima de transmisión con sentido en sí misma. Finalmente, cada subtrama se divide en 2 slots y cada uno de estos en 7 símbolos OFDM. Cada subtrama estará formada por 3 símbolos de control y 14 de datos (2 slots x 7 símbolos). En ocasiones, y dependiendo de la distribución seleccionada, algún símbolo de datos será usado por pilotos para la estimación del canal. La figura B-3 muestra este entramado de forma esquemática.

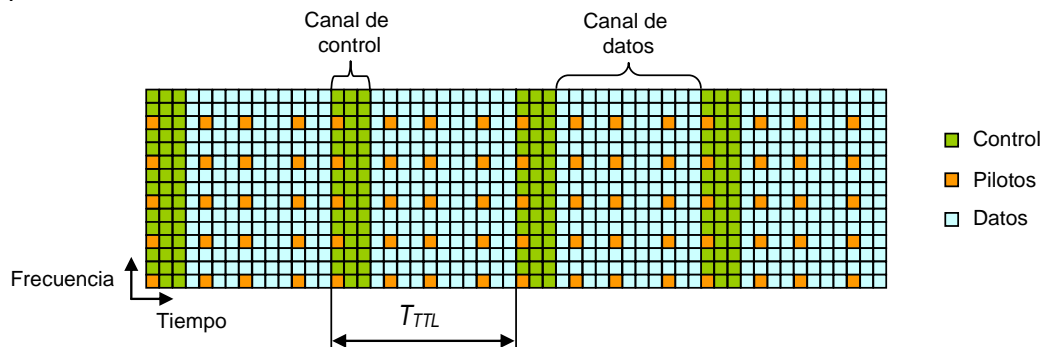


Figura B-3 - Distribución de las subportadoras OFDM en LTE FDD

El tiempo de duración de la subtrama es uno de los valores más importantes para el funcionamiento del sistema ya que indica el tiempo que el scheduler debe planificar para la gestión de recursos. Por ello, este periodo es llamado TTI (Transmission Time Interval) y su duración es de 1 ms. Una de las mejoras de LTE sobre sus antecesores ha sido la disminución de este tiempo, lo cual ha reportado más flexibilidad, menores retardos y una mayor rapidez para detectar los cambios que se produzcan en las condiciones del entorno.

Por otra parte, el tamaño escogido para un RB será de 10 símbolos temporales y 12 subportadoras, es decir, 120 subportadoras. Consecuentemente, y sin perder generalidad, los RBs estarán multiplexados sólo en frecuencia para facilitar la señalización.

Debe destacarse que realizar una simulación completa de la capa física a muy alto detalle necesita muchos recursos computacionales, lo que significa que una simulación de carga media duraría varios días. Para evitar estos tiempos de espera y ya que el objetivo de la tesis fin de master es hacer un estudio de la gestión de recursos y por tanto del nivel dos, las prestaciones del nivel físico se abstraen lo máximo posible, manteniendo sus efectos más representativos y condicionantes. Con este propósito, el nivel físico se modela, para distintos escenarios de propagación, a través de curvas de nivel de enlace, trabajando con valores promedio de señal recibida a nivel de RB, sin implementar toda la cadena de modulación/demodulación de la señal OFDM. Así, en el transmisor ahorramos todos los cálculos relacionados con la creación de las subportadoras OFDM, su modulación, etc. En el receptor, también conseguimos ahorrar una cantidad elevada de cálculos relativos a la demodulación y toma de medidas de cada subportadora del RB.

En línea con lo anterior, no se considera de forma explícita la transmisión sobre el canal de control del DL (Downlink), sino que directamente se asume que los usuarios tienen conocimiento

inmediato y sin posibilidad de error de las asignaciones realizadas en el canal de control. Por tanto, la plataforma sólo tiene en cuenta que determinados recursos no pueden asignarse para la transmisión de datos por estar ocupados por el canal de control. De forma equivalente, y dado que la estimación de canal se considera idealizada, en lo que respecta a las señales piloto, la plataforma simplemente asume que determinados símbolos del canal de datos corresponden a pilotos y en ellos no pueden transmitirse datos.

Por último, debo apuntar que el 3GPP define una amplia variedad de configuraciones posibles para LTE, de las cuales se ha elegido una específica. En la tabla B-1 se resume la elección concreta hecha para todos los parámetros de configuración en la capa física utilizados.

Tabla B-1 - Parámetros relacionados con la capa física y sus valores

Parámetro	Valor
Ancho de banda del sistema (BW)	5MHz
Subportadoras de la FFT (N_{FFT})	512
Separación entre subportadoras (Δf)	15kHz
Subportadoras con potencia (N_{used})	324
Duración del prefijo cíclico (T_{CP})	4,76 μ s
Periodo de scheduling (TTI)	1ms (14 símbolos OFDM)
Tamaño del canal de control	324 subportadoras durante 3 símbolos OFDM
Número de RBs	27
Tamaño del RB	12 subportadoras durante 1 TTI
Subportadoras de datos por RB	120 ($N_{sc}=12$ subportadoras) ($N_s = 10$ símbolos)

B.2.2. Modelado del canal radio y la interferencia

Modelar el canal radio y la interferencia de manera correcta es esencial para poder obtener resultados realistas y comparables con análisis de otros investigadores. Por ello, en la implementación de este simulador se ha cuidado mucho este modelado con la finalidad de capturar fielmente todos sus efectos.

En concreto, el simulador considera tres componentes de pérdidas correspondientes al canal radio:

- Pérdidas de propagación en función de la distancia y de la frecuencia.
- Desvanecimientos lentos o shadowing.
- Desvanecimientos rápidos debidos a la propagación multicamino, en distintos escenarios de movilidad.

En cuanto al modelo de interferencias, el simulador admite dos posibilidades:

- Modelado gaussiano: las interferencias en cada subportadora OFDM se asumen gaussianas con una cierta potencia media, generalmente calculada para obtener una determinada SINR promedio.
- Generación explícita: todas las estaciones base del escenario generan explícitamente su señal transmitida, con lo que la interferencia sufrida por cada usuario se calcula como la suma de la señal recibida de todas las estaciones base del primer anillo interferente.

Todas las simulaciones realizadas en esta tesis fin de máster han utilizado la generación explícita como modelo de interferencias debido a su mayor realismo y a que su efecto es muy influyente en las decisiones sobre la gestión de recursos.

B.2.2.1 Pérdidas de propagación

Para calcular las pérdidas de propagación se ha utilizado la ecuación (B-1), la cual modela estas pérdidas para el entorno de la frecuencia portadora con la que trabaja el simulador. Dicho modelo es utilizado con frecuencia en la literatura y es definido como válido por el 3GPP en el desarrollo del estándar eUTRA, red de acceso de la tecnología LTE.

$$L(dB) = 128,1 + 37,6 \log_{10} d(km) \quad (B-1)$$

B.2.2.2 Desvanecimientos lentos

Los desvanecimientos lentos o shadowing se corresponden con las pérdidas de señal como resultado de la presencia de grandes obstáculos en la trayectoria de propagación. Las pérdidas introducidas por el shadowing se modelan por medio de una variable aleatoria (ξ_k) de distribución lognormal con desviación típica σ ajustable. Valores típicos de σ son 4dB para entornos con pocos obstáculos y 8dB para entornos urbanos, aunque es posible configurar cualquier valor.

En un escenario real, los desvanecimientos debidos a los grandes obstáculos no varían excesivamente entre dos posiciones cercanas, o dicho de otro modo, existe un cierto grado de correlación espacial del shadowing. Para introducir esta correlación en la plataforma, en el modelo se define un valor de distancia de correlación de los desvanecimientos lentos (d_{cor}), que puede entenderse como la distancia entre dos puntos que, en un escenario dado, presentan valores del shadowing incorrelados. Por tanto, en el modelo se generará un nuevo valor del shadowing cada d_{cor} metros y los valores intermedios se obtendrán por medio de interpolación.

Finalmente, además de la correlación espacial de los desvanecimientos a pequeña escala alrededor de los usuarios, existe también una correlación macroscópica entre las distintas celdas del escenario, lo que reproduce el hecho de que los caminos de propagación de la señal entre un usuario y todas las estaciones base cercanas de su entorno son similares. Esto se modela mediante otra variable aleatoria lognormal (ξ) con desviación típica σ , común a todos los caminos de propagación de la señal de un mismo usuario. Por tanto, para introducir esta correlación en el

simulador, el valor de shadowing en un canal determinado (ζ_k) se obtiene como una ponderación de las dos lognormales, la común a todos los caminos y la propia de cada uno de ellos, como se muestra en la ecuación (B-2). En entornos urbanos suele utilizarse un valor de $a=b=0,5$, lo que significa que hay un 50% de correlación en el shadowing de las celdas.

$$\zeta_k(dB) = a \cdot \xi(dB) + b \cdot \xi_k(dB) \quad \text{con } a+b=1 \quad (B-2)$$

B.2.2.3 Desvanecimientos rápidos

Los desvanecimientos rápidos o Rayleigh son desvanecimientos selectivos en frecuencia que se deben a las múltiples reflexiones existentes en la propagación multicamino, como se muestra gráficamente en el ejemplo de la figura B-4. La suma de la contribución de varios caminos puede provocar nulos de recepción en determinadas subportadoras. La plataforma asume que el modelo del canal multicamino se basa en un modelo de rayos introducido como parámetro, indicando el número de rayos del canal, el retardo y la potencia promedio de cada uno de ellos.

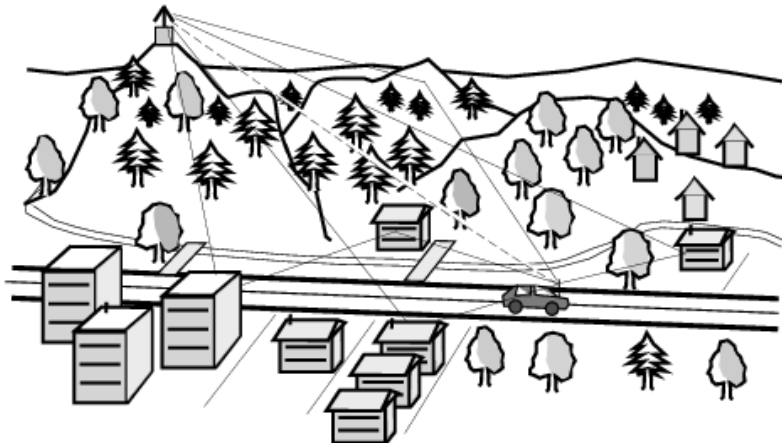


Figura B-4 - Ejemplo de propagación multicamino

La potencia relativa de las distintas réplicas del canal recibidas determina el perfil frecuencial del mismo, introduciendo fuertes pérdidas en determinadas frecuencias y ganancia en otras al sumarse constructivamente. Se denominan desvanecimientos rápidos porque varían mucho más rápidamente que el shadowing, especialmente a medida que el usuario se desplaza a velocidades altas, por lo que en muchos casos son difíciles de seguir con las medidas de calidad del enlace que los terminales móviles envían periódicamente a la estación base.

Los desvanecimientos rápidos presentan cierta coherencia temporal, cambiando más lentamente para velocidades bajas de desplazamiento del usuario ya que el entorno varía más lentamente. Podemos definir por tanto un tiempo de coherencia del canal τ_c que indica el tiempo que ha de transcurrir hasta que los desvanecimientos rápidos puedan considerarse incorrelados. El tiempo de coherencia es, lógicamente, inversamente proporcional a la velocidad de desplazamiento del móvil, pues cuanto más rápido se desplaza, más cambia el entorno de propagación y, por tanto, los desvanecimientos rápidos. De las distintas relaciones que pueden encontrarse en la literatura, en el simulador se utiliza la que mostrada en (B-3), donde f_D es la frecuencia Doppler del terminal,

v es su velocidad media de desplazamiento, c es la velocidad de la luz y f es la frecuencia central del sistema.

$$\tau_c = \frac{0,423}{f_D} = \frac{0,423}{\frac{v}{c}f} \quad (\text{B-3})$$

Como se ha explicado, el simulador no va a realizar una simulación de la capa física completa, por lo que tomará los valores de los desvanecimientos rápidos de un fichero de entrada generado off-line, previamente. Cada línea de dicho fichero contiene un perfil frecuencial del canal, almacenando el valor promedio por RB del desvanecimiento rápido en las subportadoras de datos de cada uno de los RBs en que se divide el ancho de banda. El fichero del canal se lee secuencialmente, es decir, si un usuario utiliza en la subtrama t el perfil N , en la subtrama $t+1$ utilizará el perfil $N+1$ del fichero. Por tanto, dos perfiles consecutivos en el fichero de canal mantendrán la correlación temporal antes mencionada, dado que corresponden a dos subtramas consecutivas.

La plataforma de simulación incorpora por el momento los ficheros de canal de los siguientes modelos de canal dependientes de la velocidad de desplazamiento de los móviles, denominados modelos extendidos y que han venido siendo usados por el 3GPP en el desarrollo de LTE (ver tabla B-2). La evolución de las potencias de los rayos se ajusta al modelo clásico de Jakes para el espectro Doppler.

Tabla B-2 - Modelos de propagación multicamino

Pedestrian A extendido (3km/h)		Vehicular A extendido (30km/h)		Typical Urban extendido (120km/h)	
Retardo del camino (ns)	Potencia relativa (dB)	Retardo del camino (ns)	Potencia relativa (dB)	Retardo del camino (ns)	Potencia relativa (dB)
0	0,0	0	0,0	0	-1,0
30	-1,0	30	-1,5	50	-1,0
70	-2,0	150	-1,4	120	-1,0
90	-3,0	310	-3,6	200	0,0
110	-8,0	370	-0,6	230	0,0
190	-17,2	710	-9,1	500	0,0
410	-20,8	1090	-7,0	1600	-3,0
		1730	-12,0	2300	-5,0
		2510	-16,9	5000	-7,0

B.2.2.4 Ruido gaussiano

Además de la interferencia generada por los terminales de las celdas vecinas, es obligatorio tener en cuenta el efecto que el ruido térmico tiene en la recepción de la señal. La potencia de ruido térmico se calcula de acuerdo a la fórmula clásica:

$$P_N = k \cdot T \cdot BW \quad (\text{B-4})$$

donde k es la constante de Boltzmann ($1.38 \cdot 10^{-23}$), T es la temperatura de trabajo del sistema (típicamente 290K) y BW el ancho de banda considerado. Es importante recordar que el ancho de banda que se introduce en esta fórmula es el ancho de banda utilizado en la demodulación. En el caso del modelado explícito de la capa física, como la demodulación se realiza en un subportadora OFDM, el valor BW debe ser el ancho de banda de la subportadora (15kHz).

En cualquier caso, el BW debe ser el ancho de banda de la unidad mínima de asignación de recursos considerada y no el del ancho de banda total del sistema. En las simulaciones de nivel de enlace, donde la unidad mínima de asignación es el RB (180kHz), se genera una muestra de ruido para cada RB.

B.2.3. Características de transmisión y recepción

B.2.3.1 Transmisión de la estación base

La estación base, una vez realizado el scheduling y decidido el reparto de recursos a los terminales activos, generará la señal a transmitir y la enviará a los terminales. El simulador, implementa una etapa de transmisión en la cual se asumen dos antenas transmisoras por sector, con una ganancia de antena de 15 dB más una ganancia por diversidad de 3 dB. En cuanto al patrón de radiación de la antena, aunque el número de opciones que podrían incluirse en la plataforma no está limitado, actualmente la plataforma permite elegir entre una antena omnidireccional y una antena tipo panel para sectores de 120° (la elegida): antenas de 70° de apertura y una relación *front-back* de 20dB, como se representa en la figura B-5 y cuya expresión matemática se muestra a continuación:

$$D(\theta) = -1 \cdot \min \left\{ 12 \left(\frac{\theta}{\theta_{3dB}} \right)^2, 20 \right\} \quad \text{con} \quad \theta_{3dB} = 70^\circ \quad (\text{B-5})$$

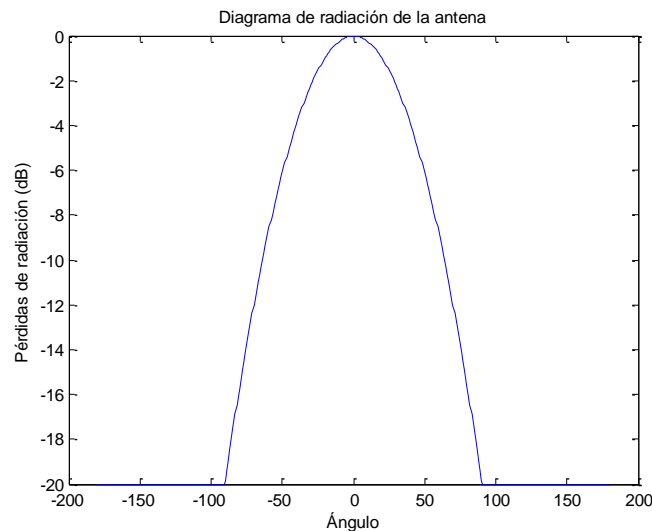


Figura B-5 - Patrón de radiación

B.2.3.2 Recepción del terminal

La funcionalidad básica del terminal en la plataforma de simulación es la de servir como receptor y demodulador de las señales recibidas de las estaciones base. A su vez, el terminal móvil realiza las medidas de calidad del enlace y genera los correspondientes CQIs que permiten a la estación base monitorizar la respuesta del canal.

Los parámetros relativos a la recepción de señales que la plataforma permite configurar son la ganancia de antena del receptor (G_{RX}), el patrón de radiación de la misma, la ganancia por diversidad en recepción (G_{Div_TX}) y el factor de ruido del receptor (F). Para facilitar los cálculos, se ha supuesto que todas las ganancias en el receptor suman un total de 11 dB.

B.2.4. Modelado de los CQIs

A la hora de realizar el scheduling, la estación base utiliza las medidas de calidad del enlace proporcionadas por los terminales móviles con el fin de obtener una asignación de recursos más provechosa para toda la celda. Los informes sobre el estado del canal (CQIs: Channel Quality Indicator) enviados por los usuarios constan de un valor promedio de calidad del enlace para cada RB, asumiendo que se pueden estimar idealmente las pérdidas del canal y la potencia interferente a partir de la señal recibida. En este sentido, la plataforma contempla dos posibles casos para la información de calidad del canal:

Conocimiento ideal del canal (CSI)

En este caso, se supone que la estación base tiene conocimiento perfecto del canal hacia cada uno de los usuarios en el momento de la asignación de recursos, es decir, conoce idealmente las pérdidas que va a introducir el canal en la señal transmitida, lo que incluye las pérdidas de propagación, el shadowing y opcionalmente, los desvanecimientos rápidos. En el caso de la

interferencia, se toma el valor observado en la subtrama anterior por cada usuario en cada RB para realizar el scheduling.

Modelo realista de CQIs

La plataforma incorpora también un modelo realista para la generación de los CQIs. La medida de calidad del canal utilizada en este caso es la relación canal a interferencia y ruido (CINR: Channel to Interference and Noise Ratio), calculada como se muestra a continuación:

$$CINR_k = \frac{h_k}{I_k + N_k} \quad (B-6)$$

donde h_k es la ganancia promedio del canal en el RB k , I_k es la potencia interferente promedio por portadora en el RB k y N_k es la potencia promedio del ruido AWGN. Multiplicando el valor de CINR por la potencia de transmisión se obtiene una estimación de la SINR promedio que observará el usuario en recepción, con lo que se puede realizar la asignación de RBs y MCSs.

El modelo aplicado para la generación de CQIs en la plataforma de simulación se muestra en la figura B-6. El CQI puede proporcionar un valor de CINR por RB, promediando el CINR de las subportadoras de cada RB durante las W_{CQI} subtramas anteriores. La duración de esta ventana de promediado W_{CQI} afecta tanto a la precisión de las medidas de calidad del enlace como a la variabilidad de las mismas. Valores de W_{CQI} altos arrojan un CQI más estable, que son adecuados para casos de movilidad alta, pues es prácticamente imposible seguir con precisión la evolución del canal. Por el contrario, a velocidades bajas, un valor de W_{CQI} bajo permite seguir con mayor precisión la evolución del canal, puesto que éste varía muy lentamente.

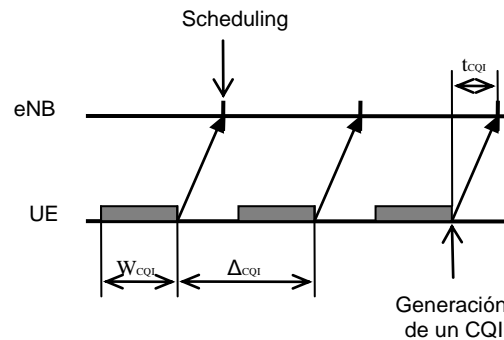


Figura B-6 - Modelo temporal de generación de CQIs

En un sistema real, las medidas de calidad del enlace obtenidas por el usuario en una subtrama no pueden estar disponibles en la estación base para su uso en el scheduling en la siguiente subtrama. Existe un retardo t_{CQI} entre la generación de un CQI y su uso en el scheduler, inherente a la propia comunicación, que aglutina el tiempo necesario para reservar recursos para la transmisión del CQI en el uplink, así como la propia transmisión y el tiempo que requiere la estación base para procesarlo y ponerlo a disposición del scheduler. De forma genérica, entre dos generaciones consecutivas de un CQI por parte de un usuario transcurre un número determinado de subtramas (Δ_{CQI}) cuyo valor se puede ajustar generalmente dependiendo de la velocidad de desplazamiento: cuanto menor sea la velocidad de desplazamiento del móvil, menor periodicidad

en la generación de CQIs se requiere, pues los cambios que experimenta el canal son más lentos. En las simulaciones realizadas se ha utilizado el valor $\Delta_{CQI} = 2$ subtramas.

B.3. Modelado de conexiones y procesos ARQ

Cada conexión lógica de datos entre estación base y terminal tiene dos buffers distintos, ambos con política FIFO (First Input First Output): el *buffer de salida*, en el que se almacenan los nuevos paquetes de datos generados por la fuente de tráfico y pendientes de ser transmitidos; y el *buffer de ARQ*, que contiene los bloques de datos a retransmitir porque fueron recibidos erróneamente. La prioridad de asignación del buffer de ARQ es superior a la del buffer de salida, por lo que ante cada asignación de recursos a un usuario, los primeros paquetes transmitidos se corresponderán con los almacenados en el buffer de ARQ.

Cuando se transmite un bloque de datos, transcurre un cierto tiempo hasta que la estación base recibe la indicación del móvil sobre si el bloque ha sido recibido correcta o erróneamente. Por tanto, los bloques pendientes de ser retransmitidos deberán permanecer un cierto tiempo T_{ARQ} configurable en la cola de ARQ antes de estar verdaderamente disponibles para su retransmisión. Del mismo modo, para evitar que el mecanismo de ARQ bloquee la comunicación con sucesivas retransmisiones del mismo bloque de datos, se ha fijado un límite máximo de n_{RTX} retransmisiones, tras las que el bloque de datos se descarta.

B.4. Modelo de fuente de tráfico

Además del tráfico a ráfagas utilizado por las conexiones simuladas en esta tesis fin de máster, la plataforma incorpora los siguientes modelos de tráficos, los cuales han sido definidos basándose en los modelos del 3GPP:

- Full-buffer: se asume que todos los usuarios del sistema tienen sus buffers llenos de datos a la espera de ser transmitidos. Este modelo se utiliza para las simulaciones en las que no se desean evaluar las prestaciones en términos de satisfacción de la QoS, sino más bien en tasa de error o en calidad de la señal recibida (SINR).
- Generación continua: en cada TTI, la fuente genera un paquete de datos de longitud L y con una cota de retardo D_{max} , por lo que transcurrido este tiempo, el paquete es descartado.
- Tráfico VoIP (Voice over Internet Protocol): el tráfico VoIP es en esencia un tráfico a ráfagas con dos particularidades: en el estado activo sólo se genera un nuevo paquete de datos cada TG_{ON} ms, mientras que en el estado de silencio se genera un paquete de datos nuevo de longitud L_S cada TG_{OFF} ms. Aunque los valores concretos de estos parámetros dependen del codificador de voz modelado, en la plataforma se incorporan por defecto los valores del codificador AMR (Adaptive Multi-Rate) a 12,2kbps, que se recopilan en la tabla B-3:

Tabla B-3 - Parámetros de VoIP

Parámetros	Valor
T_{ON}	1026ms
T_{OFF}	1171ms
TG_{ON}	20ms
TG_{OFF}	160ms
L	42 bytes
L_S	15 bytes
D_{max}	50ms

- Tráfico de vídeo a tiempo real: el modelo de tráfico a tiempo real implementado en la plataforma de evaluación divide la transmisión en tramas de T_F ms cada una, tiempo en el que se generan un total de n_{paq} paquetes de datos con una cota máxima de retardo D_{max} . El tiempo entre generaciones de paquetes tiene una distribución de pareto truncada entre T_{min} y T_{max} ms, con un parámetro de forma α_T . Del mismo modo, el tamaño del paquete de datos también sigue una distribución de pareto truncada entre L_{min} y L_{max} con parámetro de forma α_L . En la siguiente tabla se recogen los valores por defecto aplicados en la plataforma para este modelo de tráfico:

Tabla B-4 - Parámetros del tráfico de video en tiempo real

Parámetros	Valor
T_F	100ms
n_{paq}	8
T_{min}	160 bits
T_{max}	960 bits
α_T	1,2
T_{min}	3ms
T_{max}	12ms
α_T	1,2
D_{max}	50ms

B.5. Descripción técnica

La plataforma de evaluación es una plataforma de simulación software desarrollada en C++. Tanto en su versión Windows como Linux hace uso de la librería SPUC (Signal Processing Using C++) y, en el caso de Linux, de la librería MKL de Intel para el tratamiento eficiente de las operaciones matriciales. La librería SPUC, gratuita y disponible en <http://spuc.sourceforge.net/>, es una potente herramienta para el procesamiento de señal en cualquier campo, ya que dispone de un gran abanico de funciones. De hecho, en nuestro caso sólo se va a utilizar un subconjunto de éstas, las relativas a operaciones con complejos, operaciones vectoriales y matriciales y generación de números aleatorios.

Una de las mayores ventajas de SPUC es su tratamiento eficiente de la memoria en las operaciones con vectores y complejos. La definición de una clase vector genérica para cualquier

tipo de datos con una gran cantidad de operaciones ya programadas permite manejar grandes bloques de datos de forma rápida y eficiente. Sin embargo, la librería carece de documentación detallada más allá de la generada automáticamente con Doxygen, con lo que en muchos casos es necesario leer el código fuente para entender el comportamiento de las funciones. De todos los ficheros que comprenden la librería SPUC, sólo unos pocos van a ser utilizados en nuestras simulaciones, por lo que en la versión de Windows de la plataforma los incluiremos como ficheros de código fuente del proyecto. En el caso de Linux utilizaremos directamente la versión precompilada de la librería, con lo que sólo tendremos que referenciarla en el fichero “makefile” para que todas sus funciones sean accesibles en el simulador.

B.5.1. Estructura de clases de la plataforma de simulación

El simulador consta, en su versión actual, de un total de 15 clases programadas en lenguaje C++ y el *namespace* **Matemat** con funciones matemáticas de propósito general. La figura 7 muestra un esquema general de la estructura de clases del simulador, donde las clases **Fraccion**, **Histograma**, **HistogramaDiscreto** son implementadas por varias clases, no incluyéndose explícitamente sus dependencias por claridad. Dicho esquema corresponde a la plataforma concreta de simulación para el caso del DL.

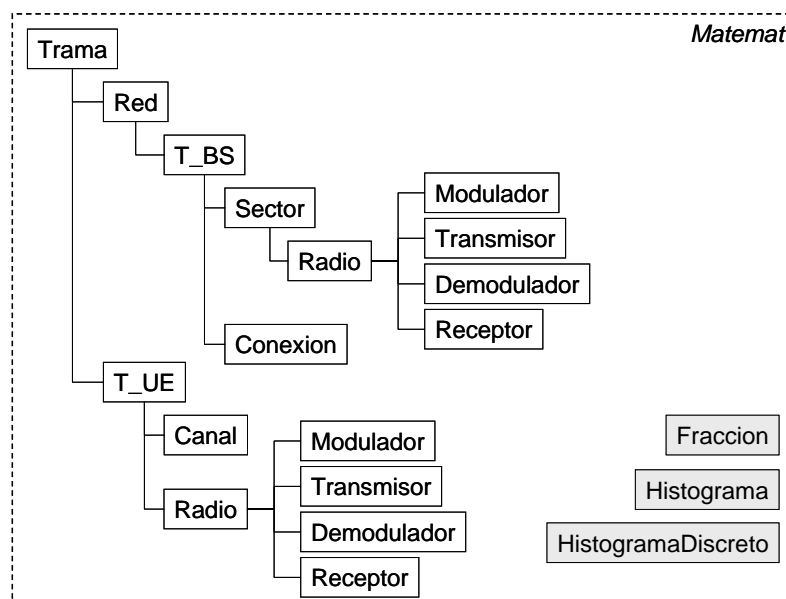


Figura B-7 - Esquema de clases del simulador

A continuación se incluye una breve explicación de cada una de las clases del sistema, de modo que resulte más sencillo entender la organización del simulador.

- **Trama:** la clase **Trama** es la clase principal del simulador. Supone una referencia temporal común para todos los objetos del sistema, generando el entramado de la comunicación y configurando adecuadamente la transmisión de cada símbolo OFDM. Esta clase configura la simulación a realizar de acuerdo con los parámetros indicados por el fichero de parámetros y los incluidos en el propio código y recopila las estadísticas globales al finalizar

la simulación. La clase **Trama** crea un objeto (*net*) de tipo **Red**, de la que cuelgan todas las estaciones base de la red, y un vector (*v_UE*) con todos los móviles presentes en el sistema (UEs), de modo que a través del objeto **Trama** global, las estaciones base tienen acceso a los móviles y viceversa.

- **Red:** la clase **Red** se encarga de definir el despliegue correspondiente de BSs para realizar la simulación, indicando a cada una de ellas sus coordenadas espaciales así como la lista de sus BSs vecinas. Este objeto crea el cluster completo de 19 celdas con técnica wrap-around para evitar los efectos de borde en las celdas exteriores.
- **BS:** la clase BS aglutina todas las funciones relativas a la BS: gestión de los usuarios en su área de cobertura, asignación de recursos radio a nivel de celda en el DL y UL, recepción de señales en el UL, gestión del control de admisión y recogida de estadísticas dentro de la celda. Del objeto **BS** cuelgan los objetos **Sector**, que modelan cada uno de los sectores que conforman la celda. Del mismo modo, la BS se encarga de la gestión de las conexiones de datos para el caso del DL (modeladas con el objeto **Conexion**) y de la aplicación del scheduling temporal para fijar la prioridad de asignación de cada una de estas conexiones.
- **Sector:** en la clase **Sector** delega el objeto **BS** la asignación de recursos radio en los casos en los que se aplica sectorización estática, y por tanto el scheduling en cada sector es independiente. Tanto en este caso como en los algoritmos con asignación de recursos a nivel de celda, la clase **Sector** se encarga de generar la señal a transmitir en el DL para los usuarios registrados en el sector y a los de las celdas vecinas.
- **Radio:** bajo esta clase se agrupan todas las clases que tienen que ver con la etapa radio, tanto para transmisión como para recepción: **Modulador**, **Transmisor**, **Receptor** y **Demodulador**. En el caso de simulaciones sin modelado explícito de la capa física, la clase **Radio** no se utiliza ya que se trabaja con niveles promedio en el RB y por tanto no es necesario implementar la etapa radio.
- **Modulador:** esta clase implementa las funciones necesarias para modular una secuencia de bits en símbolos complejos QAM. Dependiendo de la configuración de la simulación, la etapa de modulación puede incluir a su vez un ensanchado de los datos con códigos CDMA (Code Division Multiple Access), una transmisión con diversidad frecuencial (replicación de los símbolos QAM en varias portadoras OFDM) o la aplicación de una secuencia de scrambling.
- **Transmisor:** el objetivo principal de esta clase es la transformación de una secuencia de símbolos complejos de datos en un símbolo OFDM en el dominio temporal para su posterior transmisión. Para ello se aplica la IFFT con el tamaño adecuado a la secuencia de datos y se añade el prefijo cíclico. Ésta es la señal que será transmitida a los usuarios.
- **Receptor:** además de la eliminación del prefijo cíclico y de la obtención de los símbolos complejos de datos a partir de la señal temporal recibida (operador FFT), la clase **Receptor**

realiza la ecualización de la señal recibida de acuerdo a la respuesta frecuencial estimada del canal.

- **Demodulador:** la clase **Demodulador** toma la secuencia de símbolos ecualizados que proporciona **Receptor** y aplica la demodulación (y el descrambling o el desensanchado en su caso) para obtener la secuencia de bits recibida.
- **Conexion:** la clase **Conexion** modela la existencia de una conexión lógica activa entre BS y UE. Esta clase genera paquetes de datos de acuerdo con el modelo de tráfico elegido, trocea dichos paquetes en unidades mínimas de transmisión (*TUs*) y las almacena en el buffer. En caso de aplicar un mecanismo de ARQ, los TUs recibidos erróneamente se mueven al buffer de ARQ para ser retransmitidos. Los paquetes en el buffer de ARQ son más prioritarios que los del buffer de salida, con lo que si un usuario recibe una asignación de recursos, los primeros paquetes en ser transmitidos corresponderán al buffer de ARQ.
- **Conexión_estadistica:** Cuando un UE finaliza su conexión, todas las estadísticas útiles tanto del objeto **conexión** como **UE**, se almacenan en el objeto **Conexión_estadistica**, que es guardado en un vector de punteros en el objeto **eNB**. Una vez hecho esto, el objeto **conexión** es eliminado al igual que el objeto **UE**.
- **UE:** la clase **UE** implementa las funciones relativas al terminal móvil, como son el modelo de desplazamiento, la recepción de señales y la medida de calidad del enlace en el DL y el modelo de desplazamiento y la transmisión de señales en el UL. En el caso del UL, el objeto **Conexión** que gestiona las conexiones de datos depende de **UE** en lugar de depender de **BS**. Cada objeto **UE** contiene a su vez un objeto **Canal**, que permite seguir la evolución de los distintos canales relativos al UE e introducir las pérdidas correspondientes a la señal transmitida.
- **Canal:** el objeto **Canal** emula los 7 canales en paralelo que tiene cada UE (un canal a la BS local y 6 más para las BSs interferentes del primer anillo, como se muestra en la figura B-8).

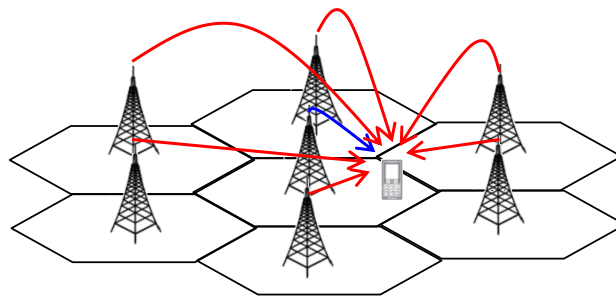


Figura B-8 - Representación de los 7 canales de cada UE

- **Fraccion:** la clase **Fraccion** se utiliza para almacenar estadísticas de tipo cociente, como por ejemplo el BLER o la tasa cursada, donde el numerador y el denominador se almacenan por separado para obtener el valor acumulado final.
- **Histograma:** la clase **Histograma** permite almacenar directamente el histograma de una variable sin necesidad de guardar sus valores concretos a lo largo del tiempo, reduciéndose así el tamaño de los ficheros de resultados generados. Tanto el tamaño del histograma como el número de niveles que lo conforman (o alternativamente la separación entre los mismos) son en todo caso configurables. La clase **Histograma** se utiliza, por ejemplo, para almacenar la SINR observada por el usuario a lo largo del tiempo.
- **HistogramaDiscreto:** se trata de un histograma, pero cuyos posibles valores de entrada son discretos, como por ejemplo el número de retransmisiones requeridas para recibir un TU correctamente.
- **Buffer_tx, buffer_rtx, buffer_estim:** en el simulador UL, se ha creado una clase independiente para modelar los buffers de transmisión de los usuarios: **buffer_tx**. A partir de ella, se crean otras clases derivadas tanto para el buffer de retransmisiones en los usuarios, como para los de tráfico pendiente de los usuarios estimado por la estación base.

ANEXO C.

Pruebas adicionales

C.1. Introducción

Debido a la extensión acotada que se define en la normativa de las tesis fin de máster, no todas las pruebas realizadas han podido ser incluidas dentro del cuerpo de esta memoria. Este anexo trata de apoyar las explicaciones dadas agregando todas las pruebas hechas que pueden resultar provechosas para la comprensión del trabajo realizado por parte del autor. Por ejemplo, la elección de un parámetro o margen de parámetros óptimos, en general, conlleva una serie de simulaciones que permiten dar con el valor o valores más adecuados. Todas estas simulaciones no son consideradas esenciales para la comprensión del estudio pero si pueden ser relevantes para entender el proceso seguido.

C.2. Estimación en el consumo de capacidad

En el apartado 3.2.1 se explicó el proceso de estimación de los valores de consumo de los usuarios, que como se vio, dependían de la zona en la cual se encontraban. Tras la elección se realizaron una serie de pruebas utilizando el mismo escenario en el que se estimó el consumo, esto es, distribución uniforme de usuarios y servicios y movilidad estática (los usuarios se mueven de forma restringida dentro de su zona y sector) para diferentes cargas de usuarios por celda. Estas simulaciones arrojaron unos resultados en los cuales se obtuvieron unos valores de probabilidad de dropping por encima del objetivo del 1% impuesto en el diseño, tal y como puede observarse en la figura C-1. Por ello, se introdujeron nuevos valores de consumo más conservadores definidos como valores altos en la tabla 2-2. En la figura C-1 se muestra la probabilidad de dropping para ambos casos.

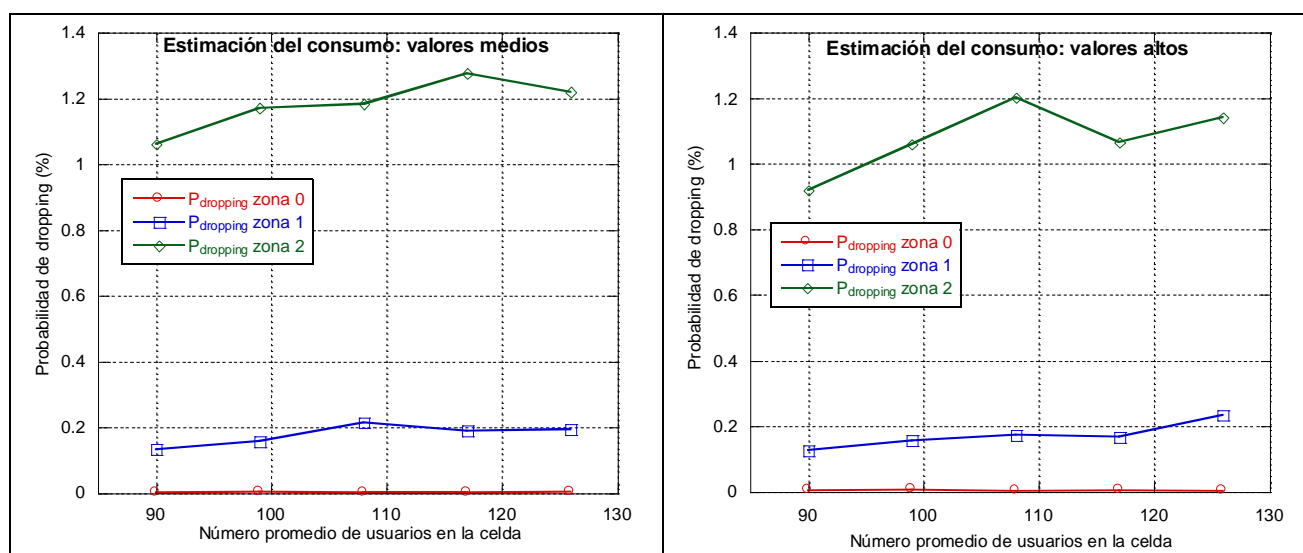


Figura C-1 - Probabilidad de dropping para la estimación del consumo media y alta

Como puede comprobarse, al usar valores de consumo mayores, el número de usuarios posibles en el sistema se reduce y por ello la probabilidad de dropping baja. Aun así, los valores no están por debajo del 1%. No obstante, tal y como se ha podido comprobar a lo largo de la memoria, en escenarios de movilidad el patrón de movilidad de los terminales hace que la probabilidad disminuya considerablemente y se acomode en valores por debajo de la cota del 1%.

C.3. Valores adicionales del estudio del impacto del parámetro ξ

En el apartado 3.2.2.2 se hizo un estudio de la influencia que el parámetro ξ , incluido en la política de admisión para terminales de la zona 2, tiene en los resultados. Concretamente, se presentaron

los resultados obtenidos para tres valores de este parámetro: 1, 2 y 3. El hecho de no incluir más se debe a que a partir de 3 las diferencias se minimizan e incluso, para valores mayores, se obtienen resultados iguales. La razón es que a partir de 3, la condición adicional para la zona 2 prácticamente deja de limitar la entrada a terminales en esta zona 2 y sólo la condición 1 lo hace. Para valores mayores a 5, esta condición no bloquea absolutamente ninguna conexión. Las siguientes figuras muestran este hecho. En cualquier caso, debe matizarse que estos resultados tienen únicamente validez en un contexto en el que la distribución de usuarios y tráfico es uniforme en toda la cobertura de la celda. En el caso de que la tasa de generación de conexiones en la zona 2 fuera superior (tráfico distribuido de forma heterogénea), la ocupación de recursos de la banda interior (de acuerdo con el esquema de coordinación de interferencia intercelular FFRopa) por parte de los terminales de la zona 2 podría implicar la necesidad de una reevaluación de la estimación del consumo promedio de recursos, para poder mantener los criterios de calidad.

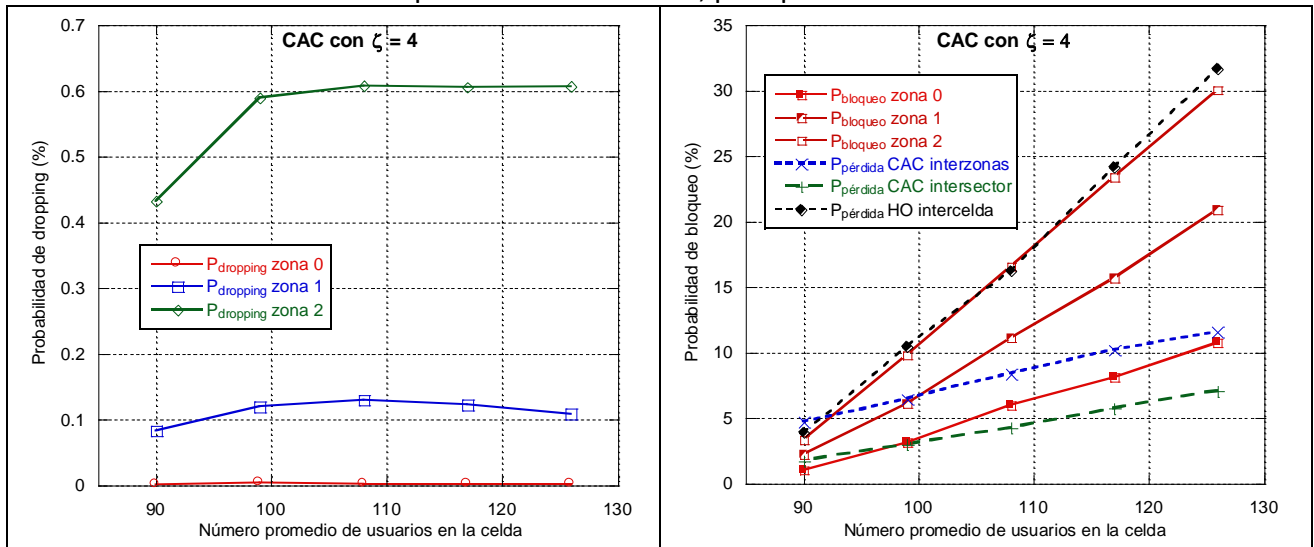


Figura C-2 - Resultados para el CAC base fijando $\xi = 4$

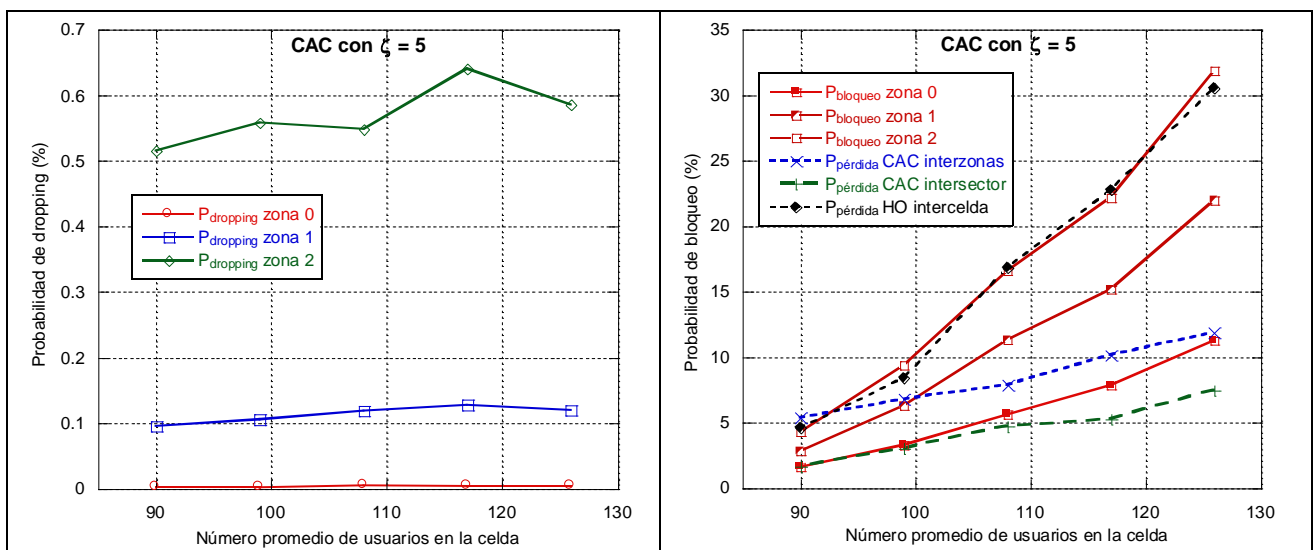


Figura C-3 - Resultados para el CAC base fijando $\xi = 5$

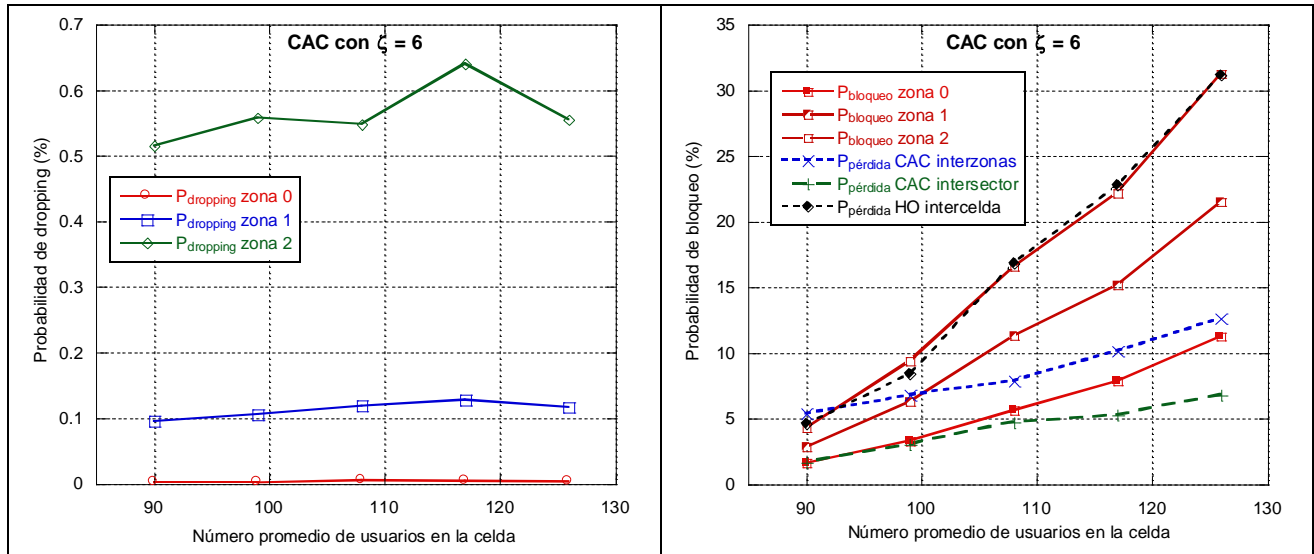


Figura C-4 - Resultados para el CAC base fijando $\xi = 6$

C.4. Estudio del periodo óptimo en la reserva dinámica y local

Como se ha apuntado en el apartado 3.2.3.2 de la memoria, el rango de valores de tamaño de periodo usado en la reserva dinámica y local se encuentra en torno a 60ss. En este apartado, se muestran las simulaciones que se tuvieron en cuenta para determinar este valor. En concreto, se utilizaron 4 periodos, además de los ya vistos en el cuerpo de la memoria de 50s y 70s. Estos valores son: 9s, 30s, 95s y 120s. Para los resultados, se han dividido por una parte los valores denominados pequeños (9s y 30s) y por otra los denominados grandes (95s y 120s).

En la siguiente figura puede observarse como al tomar valores pequeños el impacto de la reserva es despreciable frente al CAC base. La causa detrás de estos resultados está en la baja tasa de handovers que tiene el sistema que deriva en la necesidad de usar un periodo grande para que así se produzcan un número suficiente de handovers.

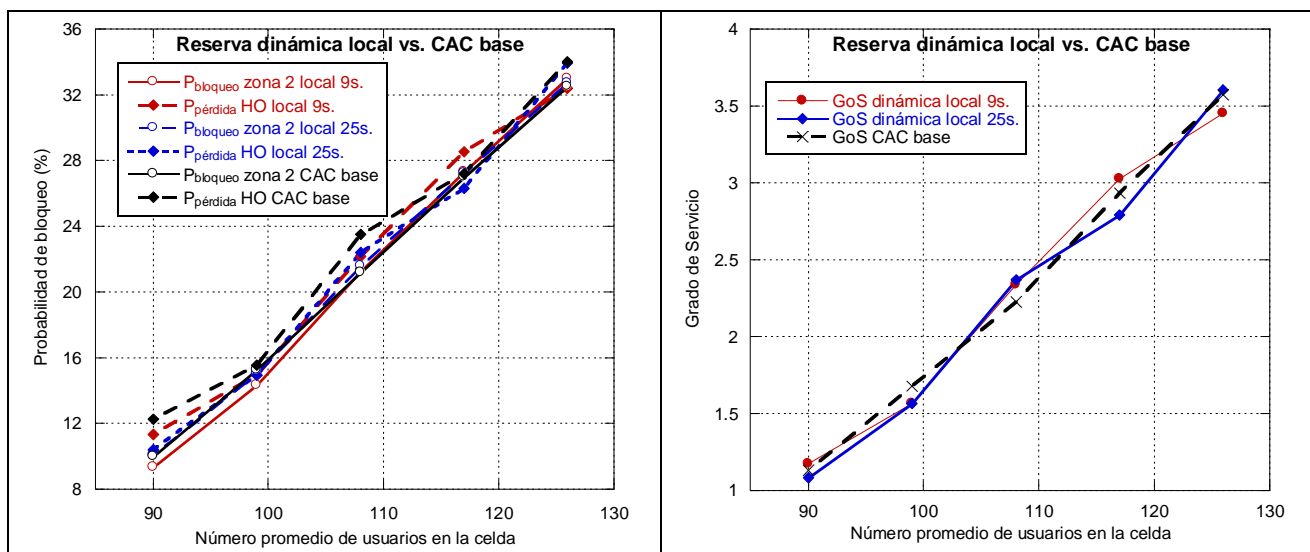


Figura C-5 - Comparación entre la reserva dinámica local y el CAC base para valores pequeños

Cuando el valor es demasiado alto (95s y 120s), se puede observar en la figura C-6 como el grado de servicio se degrada claramente. La razón ya fue explicada en el cuerpo de la memoria y reside en el hecho de que los recursos están reservados durante todo el periodo y en caso de que los handovers predichos se realizaran al final de éste o incluso no se llevaran finalmente a cabo, durante la mayor parte del periodo los recursos habrán estado inutilizados, bloqueando a nuevas conexiones. Por tanto, cuanto mayor sea, peor utilización.

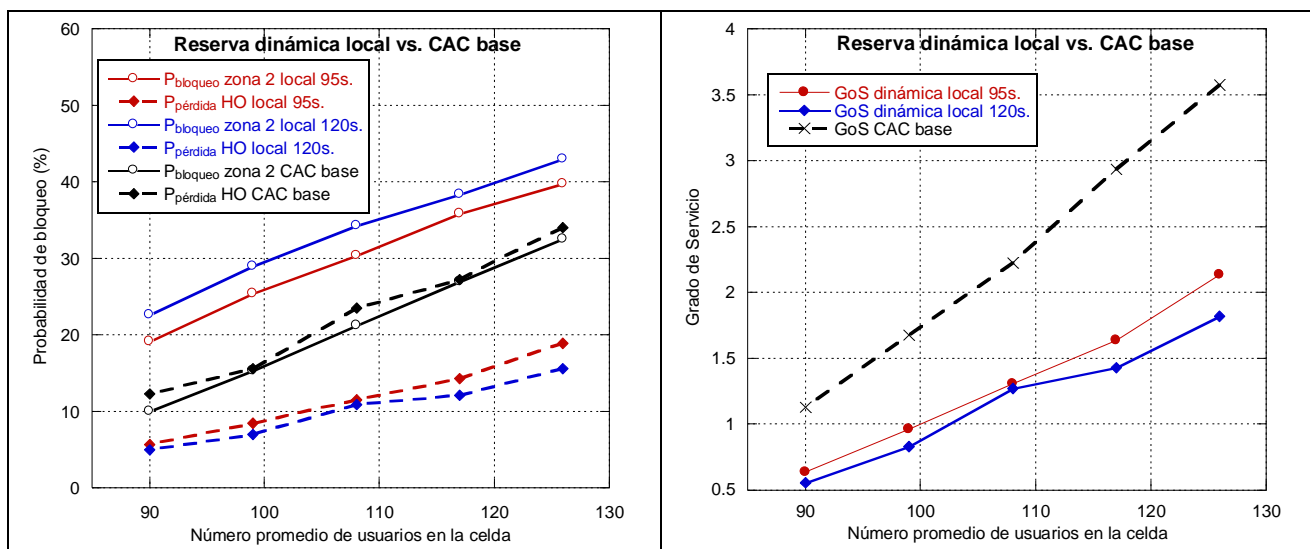


Figura C-6 - Comparación entre la reserva dinámica local y el CAC base para valores grandes

Tras lo visto, se observa como los resultados obtenidos en el apartado 3.2.3.2 son notablemente mejores, por lo cual se concluyó que valores en torno a 60s son los que aportan los mejores resultados.

Acrónimos

3GPP	Third (3rd) Generation Partnership Project
ARQ	Automatic Report Request
BE	Best Effort
BLER	Block Error Rate
BS	Estación Base
CAC	Call Admission Control
CINR	Carrier to Interference and Noise Ratio
CIR	Carrier to Interference Ratio
CQI	Channel Quality Indicator
DL	Downlink
ETSI	European Telecommunications Standards Institute
FFR	Fractional Frequency Reuse
FFRopa	Fractional Frequency Reuse Ordered and Power Adaptive
FFT	Fast Fourier Transform
FIFO	First In First Out
GSM	Global System for Mobile Communications
GoS	Grade of Service
GPRS	General Packet Radio Service
HO	Handover
HSDPA	High-Speed Downlink Packet Access
HSPA+	High-Speed Packet Access
HSUPA	High-Speed Uplink Packet Access
ICI	InterCarrier Interference
IMT	International Mobile Telecommunication
ISD	InterSite Distance
ITU	International Telecommunication Union
LTE	Long Term Evolution
LTE-Adv	Long Term Evolution Advanced
MAC	Medium Access Control
MCS	Modulation and Coding Scheme
nrtPS	Non-Real Time Polling Service
OFDM	Orthogonal Frequency Division Multiple
OFDMA	Orthogonal Frequency Division Multiple Access
QCI	QoS Class Identifier
QoS	Quality of Service
RB	Resource Block
RLC	Radio Link Control
RRM	Radio Resource Management
rtPS	Real Time Polling Service
SFR	Soft Frequency Reuse
SINR	Signal to Interference and Noise Ratio

SMS	Short Message Service
SPUC	Signal Processing Using C++
SON	Self-Optimizing Networks
TFM	Tesis Fin de Máster
TTI	Transmission Time Interval
TU	Transport Unit
UE	User Equipment
UGS	Unsolicited Grant Service
VoIP	Voice over IP

BIBLIOGRAFÍA

- [1] Cisco Systems “Entering the Zettabyte era” White paper. 1 de Junio 2011.
- [2] ITU-R Recommendation M.1645
- [3] IEEE Std. 802.16e-2005
- [4] SJ. Bae; JJ Lee; BG. Choi; S. Kwon; MY. Chung. “A Resource-estimated Call Admission Control Algorithm in 3GPP LTE System”. Springer-Verlag, Berlin, Heidelberg, Seoul, Korea 2009, pp. 250-260.
- [5] C. Kosta; T. Sodunke; M. Shaterid; R. Tafazolli. “Two-stage Call Admission Control Policy for LTE Systems”. ACM, New York, NY, USA pp 1101-1105 2010
- [6] Zhaoxin Lu, Hui Tian, Qiaoyun Sun, Bo Huang, Shuqin Zheng, “An Admission Control Strategy for Soft Frequency Reuse Deployment of LTE Systems”. Consumer Communications and Networking Conference (CCNC), 2010 7th IEEE
- [7] Duk Kyung Kim, David Griffith, Nada Golmie. “A Novel Ring-Based Performance Analysis for Call Admission Control in Wireless Networks”. IEEE Communications letters, vol. 14, nº4, Abril 2010.
- [8] R.Kwan, R. Arnott, M. Kubota., “On radio Admission Control for LTE Systems”. Vehicular Technology Conference Fall (VTC 2010-Fall), 2010 IEEE 72nd, 2010, 1-5
- [9] M. Ghaderi; R.Boutaba. “Call Admission Control in Mobile Cellular Networks: A Comprehensive Survey”. School of Computer Science, University of Waterloo
- [10] BG. Choi; MY. Chung; JJ. Lee “Delay-aware call admission control algorithm in 3GPP LTE system” TENCON 2009 - 2009 IEEE Region 10 Conference, 2009, pp. 1-6
- [11] Khitem Ben Ali, Faouzi Zarai, Lotfi Kamoun, “Reducing handoff dropping probability in 3GPP LTE Network”, Second International Conference on Communications and Networking (ComNet), 2010. Enero 2011.
- [12] Raymond Kwan, Rob Arnott, Robert Paterson, Riccardo Trivisonno, Mitsuhiro Kubota, “On Mobility Load Balancing for LTE Systems”, Vehicular Technology Conference Fall (VTC 2010-Fall), 2010 IEEE 72nd. Octubre 2010.
- [13] Raymond Kwan, Rob Arnott, Robert Paterson, Riccardo Trivisonno, Mitsuhiro Kubota, “On Pre-emption and Congestion Control for LTE System” Vehicular Technology Conference Fall (VTC 2010-Fall), 2010 IEEE 72nd. Octubre 2010.
- [14] Abdelai EL BOUCHTI, Said EL KAFHALI, Abdelkrim HAQIQ. “Performance Modelling and Analysis of Connection Admission Control in OFDMA based WiMAX System with MMPP Queuing”. World of Computer Science and Information Technology Journal (WCSIT), Vol 1, No 4, 148-156, 2011.
- [15] K. Spaey, B. Sas, C. Blondia , “Self-Optimising Call Admission Control for LTE Downlink”
- [16] C.-J. Chang, P.-C. Huang, and T.-T. Su, “A channel borrowing scheme in a cellular radio system with guard channels and finite queues,” in *Proc. IEEE ICC’96*, vol. 2, Dallas, USA, June 1996, pp. 1168–1172.

- [17] D. Levine, I. Akyildiz, and M. Naghshineh, "A resource estimation and call admission algorithm for wireless multimedia networks using the shadow cluster concept," *IEEE/ACM Transactions on Networking*, vol. 5, no. 1, pp. 1–12, Feb. 1997.
- [18] R. Ramjee, R. Nagarajan, D Towsley, "On optimal call admission control in cellular networks", in Proc, IEEE INFOCOM'96, vol1, San Francisco, CA, Marzo 1996, pp43-50.