



MINISTERO DELLO SVILUPPO ECONOMICO
DIREZIONE GENERALE PER LA LOTTA ALLA CONTRAFFAZIONE
UFFICIO ITALIANO BREVETTI E MARCHI

DOMANDA NUMERO	102007901577187
Data Deposito	26/11/2007
Data Pubblicazione	26/05/2009

Sezione	Classe	Sottoclasse	Gruppo	Sottogruppo
H	04	L		

Titolo

PROCEDIMENTO PER LA TRASMISSIONE SU SISTEMI DI COMUNICAZIONE A PORTANTI MULTIPLE, TRASMETTITORE E PRODOTTO INFORMATICO RELATIVI

DESCRIZIONE dell'invenzione industriale dal titolo:

"Procedimento per la trasmissione su sistemi di comunicazione a portanti multiple, trasmettitore e prodotto informatico relativi"

di: Dora S.p.A., nazionalità italiana, Via Lavoratori Vittime del Col du Mont, 24 - 11100 Aosta

Inventori designati: Lorenzo GUERRIERI, Eleonora GUERRINI, Daniele VERONESI e Paola BISAGLIA

Depositata il: 26 novembre 2007

* * *

TESTO DELLA DESCRIZIONE

Campo dell'invenzione

La presente invenzione si riferisce alla tecniche di comunicazione ed è stata sviluppata con particolare attenzione al possibile impiego nei sistemi di comunicazione suscettibili di supportare velocità di dati (data rate) elevate su canali di trasmissione diversi (ad esempio linee di potenza, canali wireless, etc.).

La descrizione della presente domanda è fatta con riferimento ai documenti che compaiono nella sezione intitolata "Elenco dei riferimenti citati" collocata al fondo della descrizione stessa. Per non appesantire la trattazione, nel corso della descrizione tali documenti sono indicati con un

numero fra parentesi quadre (ad esempio [X]) che consente di identificare ciascun documento nell'ambito dell'Elenco.

Descrizione della tecnica relativa

L'esigenza di disporre di sistemi di comunicazione del tipo delineato in precedenza è cresciuta in modo considerevole nel corso degli anni. A tal fine, il mondo della ricerca e dei progettisti del settore delle comunicazioni (ad esempio nel settore dei modem) si sono orientati tanto verso tecniche di modulazione a portanti multiple (Multi-Carrier Modulation o MCM) quanto verso schemi multiplex del tipo multi-tono discreto (Discrete Multi-Tone o DMT) od a divisione di frequenza ortogonale (Orthogonal Frequency Division Multiplexing o OFDM).

Invece di utilizzare una modulazione su portante singola con un equalizzatore adattativo molto complesso, il fatto di usare una tecnica MCM con un canale suddiviso in N sotto-canali fa sì che tali sotto-canali risultino essenzialmente canali gaussiani indipendenti esenti da interferenze intersimbolica (ISI). Così come illustrato nel documento [1], un altro vantaggio delle tecniche MCM rispetto ai sistemi a portante singola sta nella

notevole immunità nei confronti del rumore impulsivo e dei fenomeni di fading veloce. Nei sistemi MCM ciascun sotto-canale (o sotto-portante, nel seguito i termini saranno utilizzati di fatto come equivalenti fra loro) può essere "caricato" in modo diverso ed il numero di bit per sotto-portante può essere scelto in funzione del rapporto segnale/rumore (SNR) stimato su ciascuna sotto-portante prima della trasmissione dei dati. Tipicamente, le sotto-portanti con rapporto segnali/rumore basso sono caricate con un numero di bit corrispondentemente ridotto, associando ad esse modulazioni più robuste (ad esempio BPSK, 4-QAM, etc.). Le sotto-portanti con rapporto segnale/rumore più elevato sono caricate con un numero più elevato di bit, associando ad esse modulazioni di ordine più elevato (ad esempio 256-QAM, 1024-QAM, etc.). Tali criteri sono illustrati, ad esempio, nel documento [2].

Il processo che associa a ciascuna sotto-portante disponibile un numero di bit da trasmettere o, in modo equivalente, la dimensione della costellazione fra le costellazioni disponibili è chiamato "caricamento" (*bit-loading*).

Per migliorare l'affidabilità della

comunicazione, in sede di trasmissione si utilizza una codifica. La codifica introduce ridondanza nell'informazione inviata sui canali di comunicazione così da poter determinare in modo corretto i dati in presenza di errori durante la trasmissione. Fra le tecniche di codifica, le codifiche a blocchi (block coding) e le codifiche di tipo convoluzionale (convolutional coding) sono fra quelle di uso più frequente. In particolare, alcuni anni or sono è stata introdotta una nuova classe di codici, chiamati "codici turbo", che si basano sulla concatenazione parallela di due codici convoluzionali ricorsivi separati da un interleaver di tipo turbo, così come descritto nel documento [3], che dimostra la possibilità di ottenere livelli di prestazione che si avvicinano al limite di Shannon.

Grazie a queste prestazioni eccezionali, i codici turbo hanno trovato molte applicazioni. Fra le più recenti se si possono menzionare, ad esempio, l'impiego in un contesto WiMax di uno schema OFDM che impiega una modulazione QAM sottoposta a codifica convoluzionale turbo (vedere il documento [4]) e la soluzione denominata HomePlug AV (HPAV) descritta ad esempio nei documenti [5], [6].

In passato, il problema del caricamento (nel seguito "bit-loading") è stato affrontato utilizzando fondamentalmente due tecniche di ottimizzazione diverse, che portano a due tipi di approcci, denominati rispettivamente rate-adaptive e margin-adaptive.

Le soluzioni di tipo rate-adaptive (vedere ad esempio i documenti [9] [10]) mirano a massimizzare il throughput complessivo del sistema con un limite sulla potenza di trasmissione. Le soluzioni di tipo margin-adaptive (così come descritte ad esempio nei documenti [11], [12], [13]) mirano invece minimizzare la potenza di trasmissione con una limitazione sul throughput complessivo del sistema. Entrambe i tipi di soluzione sono basati sulla possibilità di ri-distribuire la potenza ed i bit sulle diverse sotto-portanti OFDM in funzione del rapporto segnale/rumore.

I sistemi di comunicazione possono essere peraltro soggetti a limitazioni di tipo normativo che non consentono lo sfruttamento di schemi di ri-allocazione di potenza; un tipico esempio di ciò è il sistema HPAV cui si faceva cenno in precedenza. Ne consegue che i due approcci sopra descritti non possono essere applicati a sistemi di questo tipo.

Di recente sono stati proposti (vedere il documento [14]) due tecniche di bit-loading di tipo adattativo discreto ed interattivo con una allocazione di potenza non adattativa; tutto ciò nell'ambito di un sistema wireless non codificato.

Nel documento [15] sono descritte due tecniche diverse di bit-loading con allocazioni di potenza uniforme; questo per un sistema HPAV di nuovo non codificato. Tutte queste soluzioni mirano a massimizzare il throughput complessivo del sistema garantendo nel frattempo che il tasso di errore (Bit Error Rate o BER) rimanga al di sotto di una data soglia. Tuttavia, quando applicate ad un sistema codificato, queste tecniche non sfruttano le capacità di correzione di errore del codice, il che fa sì che il BER obiettivo sia sì soddisfatto con un ampio margine, ma alle spese di una riduzione in termine di throughput. Nel contesto del bit-loading e della codifica si osserva infatti che il problema di massimizzare il throughput e di ottenere nel frattempo un BER obiettivo è spesso affrontato adattando la potenza ed il modo di trasmissione, vale a dire il rate del codificatore e le dimensioni della costellazione (si vedano in proposito i documenti [16] e [17]). In questo caso si sceglie

ciascuna sotto-portante o un blocco di sotto-portanti adiacente e, sulla base delle caratteristiche di canale, si sceglie un modo di trasmissione per l'intero blocco tenendo in conto i vincoli imposti dal sistema.

Pur essendo in grado combinare il bit-loading con la codifica, tutte queste tecniche non sono suscettibili di essere applicate a sistemi che non permettono lo sfruttamento della ri-allocazione di potenza.

Documenti quali documenti [18], [19], [20], [21], [22] fanno riferimento ad ancora un altro approccio, in cui si cerca di estendere ad un sistema MCM codificato la formula classica del bit-loading per un codice non codificato, così come definita nel documento [11]:

$$b_k = \log_2 \left(1 + \frac{SNR_k}{\Gamma} \right) \quad (1)$$

dove b_k e SNR_k sono, rispettivamente, il numero di bit da caricare ed il rapporto segnale/rumore stimato sulla sotto-portante k , e

$$\Gamma = \frac{\left(Q^{-1} \left(\frac{SER}{4} \right) \right)^2}{3} \gamma_m \quad (2)$$

è il gap di rapporto SNR calcolato a partire dal tasso di errore (Symbol Error Rate o SER) obiettivo utilizzando la funzione di distribuzione gaussiana

complementare data da $Q(x) = \frac{1}{\sqrt{2\pi}} \int_x^{+\infty} \text{Exp}\left(-\frac{z^2}{2}\right) dz$ con γ_m che è un margine introdotto per tenere in conto problemi intrinseci di sistema quali la presenza di rumore impulsivo, la varianza delle stima del rapporto SNR ed altri elementi.

Nell'estensione proposta per sistemi codificati nei documenti [18], [19], [20], [21], [22], il gap di rapporto SNR è modificato nella forma:

$$\Gamma = \frac{\left(Q^{-1}\left(\frac{SER}{4}\right)\right)^2}{3} \gamma_m \quad (3)$$

dove il termine γ_c rappresenta il guadagno di codifica.

Documenti come il documento [23] fanno tuttavia rilevare che questo approccio empirico impedisce di essere precisi nella determinazione della costellazione, in particolare quando il guadagno di codifica dimostra un'elevata variabilità in funzione delle dimensioni della costellazione.

Fra i lavori che cercano di accoppiare in modo più efficiente i due concetti di bit-loading e di codifica, si possono citare il documento [24], per quanto riguarda i sistemi a codifica Reed-Solomon, e il documento [25] per i codici a risposta all'impulso finita (FIR) quali i codici a blocchi.

tradizionali ed i codici convoluzionali non ricorsivi. Il documento [26] analizza le prestazioni di un sistema OFDM con codifica LDPC con un bit-loading adattativo basato su informazione mutua, dal momento che l'informazione mutua fornisce una caratterizzazione delle prestazioni dei sistemi di modulazione con codifica LDPC. Il documento [23] presenta un metodo di bit-loading basato sul calcolo di una cosiddetta funzione IOWEF (Input Output Weight Enumerative Function) del codice per sistemi che consentono una decodifica di tipo soft.

La richiedente ha notato che questo metodo risulta efficace se applicato a sistemi con codici convoluzionali decodificati con decodifiche di Viterbi o con codici BCH decodificati con una decodifica di Chase e anche nel caso di codici di prodotto turbo con codici BCH con concatenazione seriale.

Sussiste però una difficoltà intrinseca nell'identificare delle prestazioni teoriche esatte della codifica e di correlarle direttamente alle prestazioni nel caso non-codificato. Ciò fa sì che questa soluzione non operi in modo soddisfacente con codici turbo tradizionali (quali quelli presentati nel documento [3]) o con codici turbo non binari

(quali quelli presentati nel documento [27]) ovvero con codici turbo multi-dimensionali (quali quelli presentati nel documento [28]).

Nel documento [29] è descritto un procedimento di bit-loading per codici turbo in un segnale multi-canale. Il relativo procedimento è caratterizzato da due passi:

i) - applicazione dell'algoritmo denominato BER threshold constrained (BTC) (si veda il documento [15]), e

ii) - applicazione, in sede di allocazione, della relazione $b_{k,p} = b_{k,q}$. In questo caso b_k indica il numero di bit allocato sulla sotto-portante k dopo l'applicazione del passo precedente, e tale termine b_k può essere visto come la somma of tre termini: $b_k = b_{k,s} + b_{k,p} + b_{k,q}$, dove $b_{k,s}$ è il numero di bit di informazione, $b_{k,p}$ è il numero di bit di parità legati al primo codificatore costituente e $b_{k,q}$ è il numero di bit di parità legati al secondo codificatore costituente..

L'algoritmo BTC del documento [15] attuato nel primo passo è un classico punto di partenza tradizionale per vari algoritmi di bit-loading, quali quelli descritti nei documenti [30], [31], [32]. Tuttavia, come già si è detto, esso non

permette un completo sfruttamento delle capacità di correzioni del codice.

L'affinamento conseguito con il passo ii) è interessante dal momento che consente di bilanciare la qualità dei rapporti di log-likelihood (Log-Likelihood Ratio o LLR) di parità all'ingresso di due decodificatori di tipo soft-input soft-output (SISO) che costituiscono il decodificatore turbo, massimizzando la loro co-operazione. Tuttavia, il relativo algoritmo si dimostra conservativo in termini di BER, penalizzando così le prestazioni in throughput. Inoltre, tenuto conto dei sistemi di comunicazione adottano un interleaver di canale per acquisire robustezza nei confronti dei disturbi a raffica (burst noise), il suggerimento intrinseco nel punto ii) veduto sopra si applica più al progetto dell'interleaver di canale che alla tecnica di bit-loading. Questo in quanto, a livello di bit-loading, insorge la complicazione addizionale non necessaria di distinguere i bit generati dai due codificatori costituenti.

Dalla descrizione che precede, la richiedente ha motivo di dedurre che è tuttora sentita l'esigenza di disporre di una tecnica di bit-loading davvero efficiente e soddisfacente (in particolare) in

termini di throughput) nel caso di sistemi con codifica turbo MCM.

Scopo e sintesi dell'invenzione

La presente invenzione si prefigge lo scopo di soddisfare l'esigenza delineata in precedenza.

Secondo la presente invenzione, tale scopo è raggiunto ad un procedimento avente le caratteristiche richiamate in modo specifico nelle rivendicazioni che seguono. L'invenzione riguarda anche un corrispondente trasmettitore nonché un prodotto informatico, caricabile nella memoria di almeno un elaboratore comprendente parti di codice software suscettibile di realizzare le fasi del procedimento quanto il prodotto è eseguito su almeno un elaboratore. Così come utilizzato, il riferimento ad un tal prodotto informatico inteso essere equivalente al riferimento ad un mezzo leggibile da elaboratore contenente istruzioni per il controllo del sistema di elaborazione per coordinare l'attuazione del procedimento secondo l'invenzione. Il riferimento ad "almeno un elaboratore" è evidentemente inteso a mettere in luce la possibilità che la presente invenzione sia attuata in forma modulare e/o distribuita.

Le rivendicazioni formano parte integrante dell'insegnamento tecnico qui somministrato in relazione all'invenzione.

In una possibile forma di attuazione, l'invenzione permette di realizzare un procedimento di bit-loading adattato ad un sistema MCM codificato. Per meglio sfruttare le capacità di correzione di errore del codice, questa soluzione mira a massimizzare il throughput garantendo allo stesso tempo un fattore di errore (BER) obiettivo su un insieme di sotto-portanti impiegando una nuova metrica basata sui rapporti di log-likelihood (LLR) all'uscita del de-mappatore del tipo soft-output (SO - vedere al riguardo il documento [7]). In una forma di attuazione, a partire dai simboli di modulazione ricevuti, il modulo di de-mappatura SO fornisce informazione di tipo soft relativa ai bit codificati. In una forma di attuazione, questo blocco è seguito dal blocco de-interleaver di canale, il blocco di de-puncturing ed il blocco decodificatore.

Forme di attuazione dell'invenzione possono essere utilizzate in modo vantaggioso anche con sistemi MCM con codifiche diverse ed in cui tuttavia le prestazioni del codice possono essere

caratterizzate in termini dei rapporti LLR all'uscita del blocco di de-mappatura SO.

Una o più forme di attuazione dell'invenzione non impediscono di utilizzare le tecniche di caricamento quando i vincoli di sistema ammettono l'allocazione di potenza è permessa dai limiti di sistema. Questo in quanto la distribuzione della potenza sulle (sotto)portanti può essere eseguita in cascata rispetto all'implementazione della soluzione qui descritta.

Breve descrizione dei disegni annessi

L'invenzione sarà ora descritta a puro titolo di esempio non limitativo, con riferimento ai disegni annessi, nei quali:

- la figura 1 è uno schema a blocchi di un sistema di trasmissione cui è applicabile la soluzione qui descritta, e

- le figure 2 e 3 sono due diagrammi di flusso rappresentativi di diverse possibili implementazioni della soluzione qui descritta.

Descrizione particolareggiata di esempi di attuazione

Lo schema a blocchi della figura 1 è rappresentativo di un sistema di comunicazione in cui può trovare applicazione la soluzione qui

descritta.

L'esempio di attuazione qui descritto si riferisce in particolare di un sistema del tipo HPAV che, tranne per gli specifici elementi di differenza meglio indicati nel seguito, è sostanzialmente riconducibile allo schema generale rappresentato nel documento [5]. Gli esperti del settore comprenderanno peraltro in modo agevole che la soluzione qui descritta è suscettibile di essere applicata anche a contesti diversi da quello qui illustrato a puro titolo di esempio non limitativo, che si riferisce appunto ad un livello fisico HPAV del tipo di quello descritto, oltre che nel documento [5] già citato, anche nel documento [6]. Quest'ultimo documento precisa in particolare che i bit di ingresso dal livello MAC sono strutturati in modo diverso nel caso del trasmettitore HPAV in funzione del fatto che si tratti di dati HPAV, di informazioni di controllo HPAV ovvero di informazione di controllo del tipo HomePlug 1.0. Nel seguito della presente descrizione si farà però riferimento per semplicità al solo formato dati HPAV.

In sintesi, sul lato trasmissione, i bit di informazione sono dapprima sottoposti a scrambling

in uno scrambler 100 per poi essere alimentati ad un codificatore convoluzionale turbo 102: ad esempio il fattore di codifica (code rate) può essere $R=1/2$ e, dopo l'operazione di puncturing, $R=16/21$. Per ciascun fattore di codifica sono possibili diverse lunghezze L di interleaver turbo. Con i valori indicati il sistema HPAV fornisce dei data rate "grezzi" rispettivamente pari a circa 98Mbit/s e 150Mbit/s.

Le sequenze codificate sono poi sottoposte ad un'operazione di interleaving bit-per-bit in un interleaver 104 e poi convertiti in simboli che appartengono ad una delle costellazioni disponibili attraverso un modulo mappatore (bit-mapper) 106. Tutte le modulazioni HPAV possibili hanno potenza media unitaria.

Successivamente, i simboli dati sono convertiti dal formato seriale al formato parallelo per la modulazione OFDM attuata in un modulatore OFDM 108. In un sistema HPAV, la modulazione OFDM può essere realizzata utilizzando una trasformata di Fourier inversa discreta (Inverse Discrete Fourier Transform o IDFT) su 3072 punti. Inoltre, per motivi di aderenza con talune normative (quali ad esempio quelle in vigore negli Stati Uniti), per la

trasmissione utile è possibile siano utilizzate soltanto ad es. $N=917$ sotto-portanti. In ogni caso, per semplicità e generalità la singola sotto-portante allocabile è indicata con l'indice k con $1 \leq k \leq N$. Di conseguenza, l'indice k non fornisce la posizione fra le 3072 sotto-portanti di sistema ma indica la posizione tra le 917 sotto-portanti allocabili. Per ridurre la complessità del ricevitore, si utilizza un prefisso ciclico adatto per togliere tanto l'interferenza intersimbolica (ISI) quanto l'interferenza inter-portante (ICI). Un blocco limitatore di picco 110 minimizza il rapporto di potenza picco/media (PAPR) prima che il segnale sia inviato ad un blocco analogico (cosiddetto Block Analog Front End o AFE) 112 in vista di inviare il segnale risultante sul canale C.

La struttura del ricevitore è sostanzialmente duale rispetto a quella illustrata e prevede, dopo un blocco AFE 114 del ricevitore, un blocco di controllo automatico del guadagno (AGC) e di sincronizzazione temporale 116 che, nel seguito, sarà considerato operare in modo ideale. Dopo la rimozione del prefisso ciclico e la demodulazione OFDM, attuata in un blocco 118 (anche in questo caso si supporrà di operare su 3072 punti per quanto

riguarda la relativa trasformata di Fourier discreta (Discrete Fourier Transform o DFT), assumendosi altresì che il prefisso ciclico abbia completamente eliminato tanto l'interferenza intersimbolica (ISI) quanto l'interferenza inter-portante (ICI). Per semplicità (l'ipotesi non è peraltro limitativa) si supporrà inoltre di aver conseguito una sincronizzazione perfetta e che il canale C risulti temporalmente invariante nell'ambito di ciascun simbolo OFDM, per cui il segnale ricevuto nel corso del generico simbolo OFDM sulla singola sotto-portante allocabile k , per $k=1,...,N$, può essere scritto come:

$$y_k = \sqrt{E_s} G_k a_k + n_k, \quad (4)$$

dove E_s , a_k , G_k , e n_k indicano rispettivamente l'energia del simbolo trasmesso, il simbolo trasmesso, il coefficiente complesso rappresentativo della risposta in frequenza del canale ed il rumore additivo complesso con varianza σ_k^2 , sulla k -esima sotto-portante.

L'uscita del demodulatore OFDM 118 è inviata ad un circuito di de-mappatura SISO 120, a un de-interleaver 122 e ad un decodificatore convoluzionale turbo 124 che può essere costituito

in modo vantaggioso dal decodificatore che implementa l'algoritmo di Bahl, Cocke, Jelinek e Raviv (BCJR) descritto nel documento [33] secondo la versione migliorata Max-log-MAP descritta nel documento [34].

Successivamente, i bit forniti dal decodificatore sono sottoposti a de-scrambling in un blocco 126 così da ricostruire una stima dei bit trasmessi.

Per completare la descrizione della figura 1, il riferimento 10 indica un modulo che realizza la stima del rapporto segnale/rumore (SNR) a partire dal segnale prodotto dal demodulatore 118 mentre il riferimento 12 indica un modulo che, in funzione della stima realizzata nel modulo 10, realizza la funzione di caricamento dei bit (bit-mapping) nel blocco di mappatura 106.

Per quanto riguarda il blocco di de-mappatura SISO 120 si suppone che A sia una delle possibili costellazioni HPAV con m bit per simbolo (ossia $m = \log_2 |A|$, dove $|A|$ indica il numero di elementi di A). Il simbolo trasmesso sulla sotto-portante k è indicato con $a_k = a_{I,k} + ja_{Q,k}$, (dove I e Q indicano rispettivamente la componente in fase e la componente in quadratura) mentre la corrispondente

sequenza di bit codificati è indicata con $\{c_{1,k}, \dots, c_{m,k}\}$. Per ciascun bit $c_{i,k}$, con $i=1, \dots, m$, la costellazione A è suddivisa in due partizioni di simboli complessi associati alla sequenza di bit codificati con uno '0' alla posizione i , ossia $S_i^{(0)}$, ed alla partizione complementare, $S_i^{(1)}$.

Indicando con $z_k = y_k / (\sqrt{E_s} G_k)$ il segnale equalizzato ed introducendo la notazione:

$$D_{i,k} = \frac{1}{4} \left(\min_{\alpha \in S_i^{(0)}} |z_k - \alpha|^2 - \min_{\alpha \in S_i^{(1)}} |z_k - \alpha|^2 \right), \quad (5)$$

il rapporto LLR del bit $c_{i,k}$, con $i=1, \dots, m$, fornito dal modulo di de-mappatura SISO, può essere approssimato (vedere il documento [7]) nella forma

$$\ell_{i,k} = \ln \left(\frac{P[c_{i,k}=1|y_k]}{P[c_{i,k}=0|y_k]} \right) \approx \underbrace{\frac{E_s |G_k|^2}{\sigma_k^2}}_{\gamma_k} (2 \cdot D_{i,k}), \quad (6)$$

dove $E_s |G_k|^2 / \sigma_k^2 = \gamma_k$ è il rapporto SNR sulla sotto-portante k . Espressioni approssimate di $\{D_{i,k}\}$ ed una descrizione del modulo di de-mappatura SISO si trovano nel documento [7].

La funzione di bit-loading realizzata nel modulo 12 così come qui descritta può essere definita una soluzione di tipo LLR-constrained (ovverosia vincolata in termini di LLR). Nel seguito questa soluzione LLR-constrained è indicata brevemente come soluzione "LC".

Per meglio sfruttare le capacità di correzione dell'errore del codice turbo, la soluzione LC sfrutta i seguenti criteri:

i) garantire il BER obiettivo su un insieme di sotto-portanti, invece di farlo su una singola sotto-portante (così come nel caso dell'algoritmo BTC descritto nel documento [15]);

ii) realizzare il punto i) trasferendo il BER obiettivo, $P_e^{(T)}$, in un vincolo o limitazione (constraint) in termini di LLR.

In una forma di attuazione della soluzione qui descritta, l'algoritmo BTC è utilizzato come passo di partenza di un'implementazione LC.

Per questo motivo nel seguito si richiameranno brevemente i principi di fondo dell'algoritmo BTC.

Come già si è detto, l'algoritmo BTC mira a minimizzare il throughput complessivo del sistema con un'allocazione di potenza uniforme, garantendo un tasso di errore (BER) obiettivo per ciascuna sotto-portante, così come descritto ad esempio nel documento [15]. Per un sistema codificato, le prestazioni in termini di BER in funzione del segnale/rumore (SNR) possono essere ottenute anche per simulazioni. Ad esempio il documento [35] riporta risultati per il sistema HPAV. Di

conseguenza, per ciascuna costellazione, è possibile fissare una limitazione in termini di rapporto segnale/rumore (SNR) per un dato BER obiettivo.

Si indichi con $\gamma^{(m_k, T)}$ il vincolo in termini di SNR quando m_k bit sono caricati sulla k -esima sotto-portante, con C è l'insieme di tutti i possibili numeri di bit che possono essere mappati nel generico simbolo a_k . Per il sistema HPAV, le possibili modulazioni utilizzabili sono: BPSK, 4-QAM, 8-QAM, 16-QAM, 64-QAM, 256-QAM and 1024-QAM; dunque, $C = \{1, 2, 3, 4, 6, 8, 10\}$.

Con questa notazione, il problema risolto dall'algoritmo BTC è:

$$\begin{cases} \max_{m_k \in C} m_k \\ \text{s.t. } \gamma_k \geq \gamma^{(m_k, T)} \end{cases} \quad k=1, \dots, N, \quad (7)$$

dove γ_k è il rapporto SNR sulla sotto-portante k , dato dalla formula (6).

Ovviamente, se $\gamma_k \leq \gamma^{(m_k, T)}$ per ogni $m_k \in C$ disponibile, la k -esima sotto-portante è mascherata (ossia, non si manda informazione utile). La procedura utilizza una tabella di memoria di tipo *look-up table*, che contiene, per ciascuna modulazione ammissibile, il valore della vincolo equivalentemente in termini di rapporto SNR.

Dal momento che, in generale, i sistemi MCM utilizzano fattori di codifica (code rate) diversi e

per ciascun code rate R sono presenti diverse lunghezze di interleaver L , si dovrebbe più correttamente scrivere $\gamma^{(m_k, T, R, L)}$, evidenziando così che esiste un insieme di soglie per ciascuno dei code rate R e per ciascuna delle lunghezze di interleaver L disponibili, dovendosi notare che $\gamma^{(m_k, T, R, L)}$ può anche dipendere dai polinomi generatori se nel sistema sono presenti diversi codificatori. Nel seguito, sempre per semplicità, si supporrà che R e L siano fissi, il che, così come i tecnici esperti del settore possono agevolmente comprendere, non è una limitazione.

Invece di perseguire lo stesso risultato su una singola sotto-portante, la tecnica di bit-loading implementata nel blocco 12 della figura 1 garantisce un BER obiettivo su un insieme Ω di sotto-portanti con indice $\Omega \subseteq \{i: 1 \leq i \leq N\}$; questo è fatto utilizzando una metrica basata sui rapporti LLR.

I tecnici esperti del settore comprenderanno che il fatto di operare su un insieme di sotto-portanti fa sì che per i codici turbo, una parola di codice coincida con un intero blocco di bit codificati. E' noto il fatto che ciascun bit di entrambi i codificatori costituenti dipende dall'intera sequenza codificata per effetto della risposta

all'impulso non finita (IIR) dei codificatori convoluzionari ricorsivi. Questo fatto suggerisce che, per ottenere i risultati migliori in termini di bit-loading, è corretto cercare di operare con pacchetti di conseguenza con un insieme di sotto-portanti.

Il fatto di garantire un BER obiettivo su un insieme di indici di sotto-portante $\Omega \subseteq \{i: 1 \leq i \leq N\}$, invece che su una singola sotto-portante (utilizzando una metrica basata sui rapporti LLR) fa sì che ciascuna sotto-portante di Ω può essere caricata con una differente costellazione. Questo si distingue da quanto insegnato in documenti quale [16], [36], dove la motivazione di operare su un insieme di sotto-portanti è quella di ridurre la complessità dell'algoritmo di bit-loading, caricando la stessa costellazione su ciascuna sotto-portante appartenente allo stesso insieme.

Si consideri dapprima un sistema codificato su una singola portante, con rumore gaussiano additivo bianco (AWGN), con un rapporto SNR γ . Si assumerà altresì che i simboli trasmessi appartengano ad una costellazione A , con $\log_2(|A|) = m$ ed abbiano un'energia di simbolo E_s . Inoltre, si assumerà che ℓ_i , con $i=1,2,\dots,m$, sia il rapporto LLR per l' i -esimo bit

all'uscita del modulo di de-mappatura SISO. Si evidenzia che ℓ_i ha la stessa struttura della formula (6), con l'eccezione dell'indice di sotto-portante.

In questo contesto, la metrica introdotta può essere la seguente:

$$\bar{\ell}^{(m)} = \frac{1}{m} \sum_{i=1}^m E[10 \cdot \log_{10} |\ell_i|] = \gamma_{\text{dB}} + \underbrace{\frac{1}{m} \sum_{i=1}^m E[10 \cdot \log_{10} |2 \cdot D_i|]}_{\Delta^{(m)}}. \quad (8)$$

dove $E[a]$ indica il valore atteso di a e dove $\gamma_{\text{dB}} = 10 \log_{10} \gamma$. Sebbene $\Delta^{(m)}$ dipenda da γ , è ragionevole affermare che, nel campo di interesse, $\Delta^{(m)}$ può essere approssimato con un valore costante.

In proposito, quando si ha a che fare con la metrica relativa alla costellazione di rango più elevato disponibile nell'ambito del sistema MCM (nel caso del sistema HPAV la costellazione 1024-QAM) va considerato il fatto che il campo di applicazione di tutte le altre metriche è un intervallo compatto sull'asse del rapporto segnale/rumore mentre il campo di metrica associato alla costellazione di rango più elevato di rango disponibile è un intervallo non limitato verso destra. Al riguardo, al fine di evitare che questa metrica assuma valori troppo elevati all'aumentare del rapporto segnale/rumore, risultando dominante quando

utilizzata in combinazione con le altre metriche (così come in [10]), in una possibile forma di attuazione si prevede che la metrica sia limitata superiormente da un valore di saturazione, determinabile ad esempio tramite simulazione.

Come conseguenza della formula (8), il BER obiettivo, che nell'algoritmo BTC è un vincolo in termini di rapporto SNR (come nella formula (7)) può essere trasformato in un vincolo in termine di rapporto LLR nel modo seguente:

$$\begin{cases} \max_{m_k \in C} m_k \\ \text{s.t. } \bar{\ell}_k \geq \bar{\ell}^{(m_k, T)} \end{cases} \quad k=1, \dots, N, \quad (9)$$

dove $\bar{\ell}_k = \gamma_k + \Delta^{(m_k)}$ è la metrica della formula (8), calcolata sulla sotto-portante k , e $\bar{\ell}^{(m_k, T)} = \gamma_{\text{dB}}^{(m_k, T)} + \Delta^{(m_k)}$ esprime il vincolo equivalente in termini di rapporto LLR. La possibile dipendenza dal code rate R e dalla lunghezza dell'interleaver L già osservata in precedenza ($\gamma_{\text{dB}}^{(m_k, T, R, L)}$) qui diventa $\bar{\ell}^{(m_k, T, R, L)}$. Nel seguito per semplicità si assumerà che R e L siano fissi, il che, così come comprensibile per il tecnico esperto del settore, non costituisce una limitazione.

Come già si è detto, la soluzione qui descritta mira a garantire un valore di BER obiettivo su un

insieme di indici di sotto-portante $\Omega \subseteq \{i: 1 \leq i \leq N\}$, invece che su una singola portante.

Dal momento che, in un sistema a più portanti (portanti multiple) di tipo adattativo, quale un sistema HPAV, ciascuna sotto-portante può essere caricata con una diversa costellazione, un'estensione della metrica della formula (8) tale da pesare il contributo dato da ciascuna sotto-portante dell'insieme Ω tenendo in conto la modulazione caricata è:

$$\bar{\ell} = \sum_{k \in \Omega} m_k \cdot \bar{\ell}_k / \sum_{k \in \Omega} m_k \quad (10)$$

Di conseguenza, il nuovo problema può essere sintetizzato come:

$$\begin{cases} \max_{\{m_k\} \in C^{|\Omega|}} \sum_{k \in \Omega} m_k \\ \text{s.t. } \bar{\ell} \geq \bar{\ell}^{(T)} \end{cases}, \quad (11)$$

dove C^N indica l'insieme $\underbrace{C \times C \times \dots \times C}_{N \text{ volte}}$ e $\bar{\ell}^{(T)}$ è

fissato (ad esempio tramite simulazione) e dipende dal BER obiettivo, dal code rate R e dalla lunghezza dell'interleaver L . Per tenere in conto gli effetti della stima del rapporto SNR stimato, si inserisce un margine su $\bar{\ell}^{(T)}$.

Sia $M \subseteq \Omega$ l'insieme di indici di sotto-portante su cui si può caricare una allocazione di m'_k bit, con $k \in M$. La metrica della formula (10), generata

da un'allocazione m'_k , con $k \in M$, e da m_k , con $k \in \{i: i \in \Omega, i \notin M\}$, può essere espressa come:

$$\bar{\ell}' = \frac{\sum_{k \in \Omega} m_k \bar{\ell}_k - \sum_{k \in M} m_k \bar{\ell}_k + \sum_{k \in M} m'_k \bar{\ell}_k}{\sum_{k \in \Omega} m_k - \sum_{k \in M} m_k + \sum_{k \in M} m'_k}, \quad (12)$$

dove $\bar{\ell}'_k = \gamma_k + \Delta^{(m'_k)}$.

Definendo il costo di spostarsi dalla allocazione di bit m_k alla allocazione di bit m'_k , sulla sotto-portante $k \in \Omega$, come:

$$w_k = m'_k \bar{\ell}'_k - m_k \bar{\ell}_k, \quad (13)$$

la relazione fra la metrica $\bar{\ell}'$ e la metrica $\bar{\ell}$ della formula (10) diventa:

$$\bar{\ell}' = \frac{\bar{\ell} \sum_{k \in \Omega} m_k + \sum_{k \in M} w_k}{\sum_{k \in \Omega} m_k + \sum_{k \in M} (m'_k - m_k)}. \quad (14)$$

Il diagramma di flusso della figura 2 rappresenta una procedura in grado di risolvere il problema di caricamento derivabile per un sistema MCM non codificato, ossia:

$$\beta \begin{cases} \max_{\{m_k\} \in C^{\Omega}} \sum_{k \in \Omega} m_k \\ \text{s.t. } \bar{\ell} \geq \bar{\ell}^{(T)} \end{cases}. \quad (15)$$

In generale si può supporre che la procedura cominci con un'allocazione di bit $\{m_k\}$ con k appartenente ad Ω determinata sulla base dall'algoritmo BTC (vedere formule (7) e (9)).

Dal momento che la soluzione BTC soddisfa il vincolo in termini di BER entro un ampio margine,

l'algoritmo sposta alcune sotto-portanti da una costellazione alla costellazione immediatamente superiore se il vincolo espresso nella formula (15) è ancora valido.

Nel caso specifico, il diagramma di flusso della figura 2 comprende, inclusi fra un passo di partenza (START) ed un passo di fine (STOP) un insieme di passi 1001 a 1006 che hanno il seguente significato.

Passo 1001

Determinare una prima allocazione di bit $\{m_k\}$, con $k \in \Omega$, ad es. sulla base dell'algoritmo BTC.

Passo 1002

Determinare l'allocazione di bit $\{m'_k\}$, con $k \in \Omega$, corrispondente all'allocazione di bit immediatamente superiore.

Passo 1003

Calcolare il costo w_k , $\forall k \in \Omega$ con la relazione (13).

Passo 1004

Riordinare l'insieme dei costi: $\{w_{\chi_1}, w_{\chi_2}, \dots, w_{\chi_{|\Omega|}}\}$.
L'ordine χ determina le sotto-portanti con maggiore probabilità di essere soggette ad uno spostamento di costellazione. In una forma di attuazione, l'insieme può essere riordinato in modo tale per cui:
 $w_{\chi_1} > w_{\chi_2} > \dots > w_{\chi_{|\Omega|}}$ (procedura LLR Constrained (LC) di

tipo decrescente (DLC): si apprezzerà che l'invenzione non è in alcun modo limitata a questa scelta. I costi possono essere riordinati secondo altri criteri; ad esempio, si può decidere di spostare prima le costellazioni di ordine più basso secondo un ordine di costi decrescente e solo dopo spostare le costellazioni di ordine più elevato: si sottolinea ancora una volta che l'invenzione non è in alcun modo limitata ad una specifica scelta.

Passo 1005

Procedendo, ad esempio, con un algoritmo di ricerca dicotomica (vedere, ad esempio, il documento [37]), si determinano le sotto-portanti che possono essere caricate con una costellazione di ordine più elevato, continuando a soddisfare il vincolo espresso nella formula (15).

I passi di ricerca possono essere, ad esempio:

- a) inizializzare ξ ed i suoi limiti:
 $\xi = \lceil |\Omega|/2 \rceil$, $LOW = 0$, e $UP = |\Omega|$;
- b) definire il sotto-insieme $M = \{\chi_i : 1 \leq i \leq \xi\}$;
- c) determinare $\bar{\ell}'$ con la relazione (14);
- d) se $\bar{\ell}' \geq \bar{\ell}^{(T)}$, aggiornare il limite inferiore e ξ : $LOW \leftarrow \xi$ e $\xi \leftarrow \lceil (LOW + UP)/2 \rceil$;
- e) se $\bar{\ell}' < \bar{\ell}^{(T)}$, aggiornare il limite superiore e ξ : $UP \leftarrow \xi$ e $\xi \leftarrow \lfloor (LOW + UP)/2 \rfloor$;

- f) se $(\xi \neq \text{LOW and } \xi \neq \text{UP})$ o se $\bar{\ell}' < \bar{\ell}^{(T)}$, andare al passo b);
- g) ritornare ad M.

Passo 1006

Incrementare ad m'_k il numero di bit caricati sulla sotto-portante k , con $k \in M$;

Nel seguito, questa tecnica di bit-loading sarà definita, così come già anticipata in precedenza, la tecnica LLR-constrained, o LC. Nella forma di attuazione a cui fa riferimento la figura 2 si considera solo il passaggio alla costellazione immediatamente superiore in un contesto dove l'aggiornamento di tipo "tone map" (che contiene la modulazione da carica su ciascuna sotto-portante), dopo la prima allocazione BTC, è realizzato soltanto dopo la determinazione di tutte le sotto-portanti da spostare.

I tecnici esperti del settore noteranno che sono possibili varianti della soluzione sopra descritta per cui la porta dell'invenzione non è di certo limitata alla soluzione cui fa riferimento la figura 2. Ad esempio, nel passo 1005, sono possibili altre inizializzazioni per il fattore ξ ed i suoi limiti. Inoltre, in un'altra forma di attuazione, invece di determinare direttamente l'insieme M il punti d) può

essere sostituito con l'espressione

d) se $\bar{\ell} \geq \bar{\ell}^{(T)}$, andare al passo g)

ed il passo 1006 può essere riformulato come passo 10061 (vedi figura 2) come

Passo 10061

Incrementare a m'_k il numero di bit caricati sulla sotto-portante k , con $k \in M$. Se ($\xi \neq \text{LOW}$ and $\xi \neq \text{UP}$), ritornare al passo 1002.

In questa seconda forma di attuazione, si considera la possibilità di spostare più di una volta la costellazione presente su una sotto-portante in un contesto di aggiornamento di tone map interattivo.

Così come facilmente comprensibile da parte dei tecnici esperti del settore, per taluni sistemi MCM, allocare su una sotto-portante k la costellazione immediatamente superiore può dare origine ad un guadagno in termini di throughput che dipende dalla modulazione. Nel sistema HPAV, se sulla k -esima sotto-portante è presente la modulazione 8-QAM, passando alla modulazione 16-QAM si ottiene un guadagno in termini di throughput di 1 bit. Al contrario, se è presente la modulazione 64-QAM, passando alla modulazione di 256-QAM si ottiene un guadagno in termini di throughput di 2 bit.

Di conseguenza, si può pensare di inserire nei costi così come considerati nel passo 1003 non soltanto i costi inerenti al fatto di passare da una costellazione ad una costellazione immediatamente più elevata, ma anche i costi che corrispondono al fatto di effettuare un doppio passaggio da una costellazione all'altra ovvero costi che corrispondono ad un passaggio o spostamento combinato di due costellazioni.

Per chiarire questo punto si può considerare il seguente esempio, fatto sempre nell'ambito di un sistema HPAV. Si supponga di puntare l'attenzione ad esempio su un sistema con tre sotto-portanti supponendo altresì che la prima allocazione del passo 1001 abbia portato ad avere caricate una modulazione BPSK sulla prima sotto-portante, una modulazione 4-QAM sulla seconda sotto-portante ed una modulazione 64-QAM sulla terza sotto-portante 3.

Seguendo la soluzione descritta, i costi w_1 (costo del caricare la modulazione 4-QAM sulla sotto-portante 1 con un guadagno di 1 bit), w_2 (costo del caricare la modulazione 8-QAM sulla sotto-portante 2 con un guadagno di 1 bit) e w_3 (costo del caricare la modulazione 256-QAM sulla sotto-portante 3 con un guadagno di 3 bit) possono

essere calcolati nel passo 1003 e ri-ordinati al passo 1004 sulla base di un criterio dato. Tuttavia, almeno in alcuni casi, può essere vantaggioso considerare anche i costi addizionale w_{11} (legato al fatto di caricare la modulazione 8-QAM sulla sotto-portante 1 con un guadagno di 2 bit), w_{22} (legato al fatto di caricare la modulazione 16-QAM sulla sotto-portante 2 con un guadagno di 2 bit) e $w_{12}=w_1+w_2$ (legato al fatto di caricare simultaneamente la modulazione sulla sotto-portante 1 e la modulazione 8-QAM sulla sotto-portante 2 con un guadagno di throughput di 2 bit).

Il diagramma di flusso della figura 3 rappresenta un'implementazione pratica del criterio euristico descritto in precedenza.

In particolare, si è qui assunto che $b_{\max}$ sia il guadagno massimo in termini di numero di bit ottenuto spostando una costellazione alla costellazione disponibile immediatamente superiore. Ad esempio, nel sistema HPAV $b_{\max}=2$. Anche in questo caso, il diagramma di flusso della figura 3 fa vedere una sequenza di passi 2001 a 2006 compresi fra un passo di inizio (START) ed un passo di fine (STOP). Il significato dei vari blocchi 2001 a 2006 è illustrato nel dettaglio nel seguito.

Passo 2001

Determinare una prima allocazione di bit $\{m_k\}$, con $k \in \Omega$, ad es. sulla base dell'algoritmo BTC.

Passo 2002

Per $\forall k \in \Omega$, determinare $B'_k = \{m'_k \in C : 0 < m'_k - m_k \leq b_{\max}\}$, ossia l'insieme di costellazioni risultante dopo il passaggio da considerare sulla sotto-portante k . Ad esempio, nel sistema HPAV $B'_k = \{m_k + 1, m_k + 2\}$ quando $m_k \leq 2$, $B'_k = \{m_k + 1\}$ quando $m_k = 3$, $B'_k = \{m_k + 2\}$ quando $4 \leq m_k \leq 8$ e $B'_k = \{m_k\}$ quando $m_k = 10$.

Passo 2003

Determinare, con la relazione (13), gli insiemi

$$W_{b_{\max}} = \{w_k : k \in \Omega, m'_k \in B'_k, m'_k - m_k = b_{\max}\}$$
$$W_{sum=b_{\max}} = \bigcup_{v=2}^{b_{\max}} \left\{ w_{k_1, k_2, \dots, k_v} = w_{k_1} + w_{k_2} + \dots + w_{k_v} : k_j \in \Omega \forall j=1, 2, \dots, v, \sum_{j=1}^v m'_{k_j} - m_{k_j} = b_{\max}, m'_{k_j} \in B'_{k_j} \right\}$$

nonché $W = W_{b_{\max}} \cup W_{sum=b_{\max}}$.

Qui $W_{b_{\max}}$ rappresenta l'insieme di costi associato al passaggio di una sotto-portante con un guadagno di throughput di $b_{\max}$ bit (per esempio, nel sistema HPAV esso comprende il costo di spostare una sotto-portante inizialmente caricata con la costellazione 64-QAM sulla costellazione 256-QAM; un altro esempio nel sistema HPAV è il costo di spostare un sotto-portante inizialmente caricata con la costellazione BPSK sulla costellazione 8-QAM).

L'insieme $W_{sum=b_{max}}$ è invece l'insieme dei costi associati al passaggio di un insieme di due o più sotto-portanti suscettibile di portare ad un guadagno di throughput of b_{max} bit in totale (ad esempio, nel sistema HPAV esso comprende i costi legati al passaggio simultaneo dalla costellazione BPSK caricata su una sotto-portante alla costellazione 4-QAM e al passaggio simultaneo dalla costellazione BPSK caricata su una sotto-portante alla costellazione 4-QAM dalla costellazione 8-QAM caricata su un'altra sotto-portante alla costellazione 16-QAM).

Infine, l'insieme W è l'insieme di tutti i costi possibili associati ad un guadagno totale in termini di throughput pari a b_{max} bit.

L'insieme W è esprimibile come

$$W = \bigcup_{v=1}^{b_{max}} \left\{ w_{k_1, k_2, \dots, k_v} = w_{k_1} + w_{k_2} + \dots + w_{k_v} : k_j \in \Omega \forall j=1, 2, \dots, v, \sum_{j=1}^v m'_{k_j} - m_{k_j} = b_{maxshift}, m'_{k_j} \in B'_{k_j} \right\}$$

Sia allora α la funzione a più valori che mappa ciascun costo in W all'insieme di sotto-portanti corrispondente, ossia $\alpha(w_{k_1, k_2, \dots, k_v}) = \{k_1; k_2; \dots, k_v\}$.

Analogamente, è possibile definire una mappatura β che associa l'insieme di sotto-portanti $\{k_1; k_2; \dots, k_v\}$ ai relativi bit m'_{k_j} da allocare dopo lo spostamento di costellazione.

Passo 2004

Riordinare l'insieme di costi W secondo un ordine χ per ottenere un insieme ordinato W_χ . L'ordine χ (nel seguito, la notazione $a\chi b$ indica che a precede b nell'ordine χ) determina le sotto-portanti con maggiore probabilità di andare soggette ad uno spostamento di costellazione. In una forma d'attuazione, χ è l'ordine $\geq$ (maggiore o uguale), (procedura LLR Constrained (LC) di tipo decrescente (DLC): si apprezzerà che l'invenzione non è in alcun modo limitata a questa scelta). Si procede quindi ad eliminare, procedendo secondo l'ordine χ , i costi che hanno una (sotto)portante associata in comune con uno dei costi precedenti.

Dal punto di vista formale, se $\alpha(w_{k_1, k_2, \dots, k_\nu}) \cap \alpha(w_{\tilde{k}_1, \tilde{k}_2, \dots, \tilde{k}_\nu}) \neq \{\}$ e $w_{k_1, k_2, \dots, k_\nu} \chi w_{\tilde{k}_1, \tilde{k}_2, \dots, \tilde{k}_\nu}$ si elimina $w_{\tilde{k}_1, \tilde{k}_2, \dots, \tilde{k}_\nu}$ da W_χ . Per chiarezza si può scrivere $W_\chi = \{w_{\chi_1}, w_{\chi_2}, \dots, w_{\chi_{|W_\chi|}}\}$, dove $\alpha(w_{\chi_j})$ è della forma $\{k_1; k_2; \dots; k_\nu\}$.

Passo 2005

Con una procedura di ricerca (anche qui si può trattare di un algoritmo di ricerca dicotomica, del tipo descritto nel documento [37]), si determinano le sotto-portanti che possono essere caricate con una costellazione di ordine più elevato, continuando a soddisfare il vincolo espresso dalla relazione (15).

In una forma d'attuazione, la ricerca comprende i seguenti passi:

- a) inizializzare ξ ed i suoi limiti:
 $\xi = \lceil |\Omega|/2 \rceil$, LOW = 0, e UP = $|\Omega|$;
- b) scegliere $J = \arg \max_{\tilde{J}} \left\{ \left| \bigcup_{j=1}^{\tilde{J}} \alpha(w_{\chi_j}) \right| \leq \xi \right\}$ e definire il sotto-insieme $M = \bigcup_{j=1}^J \alpha(w_{\chi_j})$;
- c) determinare $\bar{\ell}'$ con la relazione (14);
- d) se $\bar{\ell}' \geq \bar{\ell}^{(T)}$, aggiornare il limite inferiore e ξ : LOW $\leftarrow \xi$ and $\xi \leftarrow \lceil (LOW + UP)/2 \rceil$;
- e) se $\bar{\ell}' < \bar{\ell}^{(T)}$, aggiornare il limite superiore e ξ : UP $\leftarrow \xi$ and $\xi \leftarrow \lfloor (LOW + UP)/2 \rfloor$;
- f) se ($\xi \neq \text{LOW}$ and $\xi \neq \text{UP}$) o se $\bar{\ell}' \leq \bar{\ell}^{(T)}$, andare a b);
- g) ritornare ad M.

Passo 2006

Incrementare al valore m'_k appropriato (ad esempio usando la mappa β) il numero bit caricati sulla sotto-portante k ($m_k = m'_k, k \in M$), con $k \in M$; se $b_{\max} \neq 0$, aggiornare $b_{\max} \leftarrow b_{\max} - 1$ ed andare al passo 2002 2.

Osservando questa procedura si potrebbe pensare che il calcolo dei costi è impegnativo. Tuttavia dalle relazioni (8) e (13) si ha

$$w_k = (m'_k - m_k) \gamma_k + (m'_k \Delta^{(m'_k)} - m_k \Delta^{(m_k)}) \quad (16)$$

Si osserva che in (16) il secondo addendo e la differenza nel primo addendo possono essere calcolati in anticipo ed immagazzinati in una tabella di look-up per ogni costellazione disponibile ed ogni tipo di passaggio (shift) si decida di autorizzare, semplificando notevolmente il calcolo dei costi. Inoltre, il tecnico esperto noterà che la costruzione di $W = W_{b_{\max}} \cup W_{sum=b_{\max}}$ ed il riordino dei costi con l'eliminazione dei costi ridondanti (passi 2003 e 2004) possono essere effettuati in parallelo. Ad esempio, per il sistema HPAV, $W_{sum=b_{\max}}$ è inizialmente l'insieme di costi w_{k_1, k_2} associate allo spostamento (shift) di un insieme di due sotto-portanti che sono caricate, dopo il primo passo BTC, con una modulazione BPSK oppure con le costellazioni 4-QAM o 8-QAM. Questi costi arrivano apparentemente da tutte le possibili somme $w_{k_1} + w_{k_2}$ dei costi relativi allo spostamento o shift di tali costellazioni.

Tuttavia si possono ordinare i singoli costi secondo χ (ad es. con $\chi \geq w_{13} \geq w_{46} \geq w_2 \geq w_7 \geq w_{16} \geq w_{756} \geq w_{344} \geq w_{21} \geq w_{11} \geq w_{545} \dots$).

Questo riordino può dimostrarsi utile anche dopo $b_{\max} \leftarrow b_{\max} - 1$) ed è possibile utilizzare questo ordine e poi utilizzare questo ordine (la cui complessità

dipende dal χ scelto) per ordinare e progressivamente eliminare i costi ridondanti relativi salti o passaggi combinati (ad esempio $w_{13,46} \geq w_{2,7} \geq w_{16,756} \geq w_{344,21} \geq w_{11,545} \dots$, senza considerare e calcolare, ad esempio, i costi w_{13,k_2} per $k_2 \neq 46$).

L'operazione di stima del rapporto segnale/rumore (SNR) attuata nel modulo 10 è strettamente legata al funzionamento del decodificatore di tipo soft e allo svolgimento della funzione di bit-loading.

Al riguardo è possibile utilizzare uno stimatore del rapporto SNR per ciascuna sotto-portante del tipo data-aided, così come descritto nel documento [38]. Questa soluzione sfrutta dei simboli QPSK noti trasmessi durante particolari pacchetti, chiamati packets sound. Questi sono disponibili in un sistema HPAV al fine di stimare, per ciascuna sotto-portante k , il valore di rapporto SNR prima di cominciare la trasmissione utile dei dati. Dal momento che lo stimatore tratta più di un simbolo OFDM, si può introdurre un indice che tiene in conto il numero del simbolo OFDM con riferimento alla formula (4). I tecnici esperti del settore noteranno che la soluzione qui descritta non dipende in alcun modo dalla scelta di un particolare stimatore del

rapporto SNR per risultati simili a quelli qui descritti possono essere ottenuti anche con altri stimatori affidabili.

Indicando con S il numero di simboli OFDM noti trasmessi durante i "packet sound" e con $\{a_k[i]\}$ che indica i simboli QPSK trasmessi sulla sotto-portante k -esima durante l' i -esimo simbolo OFDM, la stima del valore γ_k del rapporto SNR sulla sotto-portante, è determinabile come:

$$\hat{\gamma}_k = \frac{\frac{1}{S^2} \left| \sum_{i=1}^S y_k[i] \right|^2}{\frac{1}{S} \sum_{i=1}^S |y_k[i]|^2 - \frac{1}{S^2} \left| \sum_{i=1}^S y_k[i] \right|^2}. \quad (17)$$

Dettagli relativi alla derivazione del suddetto stimatore di SNR si possono trovare in [15].

La soluzione qui descritta è stata testata con riferimento a diversi ambienti concreti in particolare con riferimento a un modello di canale di tipo power-line. Una caratteristica di questo tipo di canale è la sua variazione ciclica in funzione della fase del ciclo della linea in alternata costituente l'ossatura portante di un tale canale (vedere al riguardo ad esempio il documento [39]). Per ottenere un valore elevato di data-rate sistemi di questo tipo devono sfruttare questa

variazione ciclica dividendo il ciclo dell'alternata in più regioni indipendenti laddove il canale può essere considerato lineare a invariante nel tempo (vedere il proposito il documento [40]). Il ciascuna regione, la funzione di bit-loading adattativa viene realizzata così da determinare la modulazione da utilizzare su ciascuna sotto-portante. Sulla base di questa considerazione, è possibile definire un modello di canale a cammino multiplo (multi-path) invariante nel tempo così come descritto nel documento [41]. Inoltre, secondo il documento [42] si può considerare un rumore gaussiano additivo e colorato generato filtrando un rumore gaussiano bianco complesso con una densità spettrale di potenza N_0 .

Risultati particolarmente interessanti sono stati conseguiti impiegando con riferimento alla soluzione qui descritta la procedura di LC con riferimento ad un code-rate $R=1/2$ una lunghezza di interleaver turbo $L=544$ nell'ambito di un sistema HPAV con codifica turbo. Per quanto riguarda il valore di $|\Omega|$ si è scelto il valore 229. Nel definire questo parametro è possibile seguire due diverse linee di comportamento:

- cercare di adattare, durante l'esecuzione

della procedura, il numero di bit allocati sull'insieme di sotto-portanti definite da Ω con la lunghezza del pacchetto codificato, e/o

- Fissare $|\Omega|$ ad un valore che risulta conservativo per la maggior parte dei pacchetti codificati.

La prima linea di comportamento è più accurata e fornisce i risultati migliori ma quando si trasmettono in sequenza più simboli OFDM la mappa di bit-loading cambia da un simbolo OFDM all'altro. Questo può non essere gradito dal momento che può implicare la presenza di diverse "tone map" tanto al trasmettitore quanto al ricevitore per garantire la limitazione in termini di rapporto LLR per ciascun pacchetto codificato.

La seconda linea di comportamento dà anch'essa dei risultati molto buoni nei confronti del metodo BTC tradizionale, con l'importante differenza rispetto alla prima linea di comportamento data dal fatto che si immagazzina una sola tone-map il che permette risparmi in termini di hardware e un aggiornamento del tone-map meno frequente.

Ad esempio adottando la seconda linea di comportamento è possibile procedere nel modo seguente:

a) trovare la lunghezza di pacchetto codificato L_{cod} . Nell'esempio qui considerato $L_{cod}=2176$ bits.

b) trovare $m_{\max} = \max_{m \in C} m$ e scegliere $|\Omega| \cong L_{cod}/m_{\max}$.

Nell'esempio qui considerato $m_{\max}=10$ e $L_{cod}/m_{\max}=217.6$. In pratica si è preferito il valore $|\Omega|=229$ per ragioni di ordine pratico (permette di trattare i sotto-insiemi con pari lunghezza di un simbolo OFDM semplificando così l'implementazione).

In primo luogo, si sono confrontate prestazioni delle due procedure qui considerate (DLC e BTC) in termini di throughput medio di sistema rispetto al rapporto E_s/N_0 in trasmissione, nel caso di canale ideale e di conoscenza del rapporto SNR. La soglia $\bar{\ell}^{(T)}$ è fissata ed il throughput è calcolato facendo la media dei bit allocati da parte della funzione di allocazione dei bit su più realizzazioni del canale su line di potenza considerate.

Per un tasso di errore BER fisso pari a $P_e^{(T)}=10^{-3}$ i risultati dimostrano che la soluzione DLC è ampiamente migliore della soluzione BTC per tutti i valori E_s/N_0 ; in particolare, il miglioramento osservato è stimabile in circa il 7.5% per $E_s/N_0=0$ dB e del 13% per $E_s/N_0=5$ dB.

E' possibile aumentare ulteriormente la robustezza della tecnica di LC osservando il vincolo

in termini di BER aumentando il valore della soglia $\bar{\ell}^{(T)}$. In particolare è possibile introdurre un diverso valore di soglia per ciascun S considerato. La funzione $\bar{\ell}^{(T)}(S, E_s/N_0)$ può essere facilmente implementata sotto forma di una tabella di look-up risultando oltretutto monotona e decrescente tanto rispetto ad S (che significa che mano a mano che la stima si fa più accurata il margine introdotto si riduce) e rispetto al rapporto E_s/N_0 diminuendo la varianza della stima, il margine introdotto si riduce anch'esso). E' possibile verificare che, ad esempio, per un rapporto E_s/N_0 pari a 5dB il miglioramento in termini di throughput rispetto all'algoritmo BTC è rispettivamente pari al 2.5%, 8.5%, 10.7% e al 12.5% con valori di S rispettivamente pari a 5, 10 e 40.

In breve, quando si realizza una stima grossolana ($S=5$) la soluzione LC soddisfa i requisiti in termini di BER con un ridotto miglioramento in termini di throughput rispetto all'algoritmo BTC. Tuttavia, quanto si realizzano stime più accurate ($S=10, 20$ o 40), la tecnica DLC raggiunge gli obiettivi in termini di BER con un miglioramento molto significativo in termini di throughput rispetto all'algoritmo BTC tradizionale.

In sintesi, la soluzione qui descritta fornisce, in una possibile forma di attuazione, una tecnica di bit-loading particolarmente adatta per sistemi MCM che utilizza una metrica in termini di rapporti LLR all'uscita del modulo di de-mappatura SISO così da soddisfare valori obiettivo di tasso di errore (BER) su un sotto-insieme di sotto-portanti disponibili. Tutto questo massimizzando il throughput del sistema MCM. La soluzione qui descritta si è dimostrata migliorativa in termini di prestazioni rispetto all'algoritmo BTC utilizzato tradizionalmente. La possibilità di variare alcuni parametri come la cardinalità del sotto-insieme del sotto-portanti disponibili e di introdurre margini sulla soglia definita sulla base del rapporto segnale/rumore dà alla soluzione qui descritta un'eccellente flessibilità e la capacità di essere ottimizzata in vari tipi di sistemi di comunicazione MCM.

Elenco dei riferimenti citati

- [1] J.C.A.C. Bingham, "Multicarrier modulation for data transmission, an idea whose time has come," *IEEE Comm. Magazine*, vol.28, pp.5-14, May 1990.
- [2] L. Hanzo, W. Webb and T. Keller, "Single- and multi-carrier quadrature amplitude modulation: principles and applications for personal

- communications, WLANs and broadcasting,"
Chichester, UK: Wiley, 2000.
- [3] Berrou, A. Glavieux and P. Thitimashima, "Near Shannon limit error-correcting coding and decoding: Turbo-codes I," *IEEE ICC 1993*, pp.1064-1070, May 1993.
- [4] A. Ghosh, D.R. Wolter, J.G. Andrews and R. Chen, "Broadband wireless access with WiMax/802.16: current performance benchmarks and future potential," *IEEE Comm. Magazine*, vol. 42, pp. 129-136, Feb. 2005.
- [5] HomePlug PowerLine Alliance, "HomePlug AV baseline specification," Version 1.1, May 2007.
- [6] "HomePlug AV white paper,"
<http://www.homeplug.org>.
- [7] L. Guerrieri and P. Bisaglia, "Method of approximating log-likelihood ratios in QAM digital transmissions and relative QAM soft-output de-mapper,"
Domanda di brevetto italiano VA2007A000032.
- [8] J. Campello, "Optimal discrete bit loading for multicarrier modulation systems," *IEEE Symp. Info. Theory*, p. 193, Aug. 1998.
- [9] A. Leke and J. M. Cioffi, "A maximum rate loading algorithm for discrete multitone

- modulation systems," *IEEE Globecom 1997*, pp. 1514-1518, Nov. 1997.
- [10] B.S. Krongold, K. Ramchandran and D. L. Jones, "Computationally efficient optimal power allocation algorithms for multicarrier communication systems," *IEEE Trans. on Comm.*, vol. 48, pp. 23-27, Jan. 2000.
- [11] P. S. Chow, J. M. Cioffi and J. A. C. Bingham, "A practical discrete multitone transreceiver loading algorithm for data transmission over spectrally shaped channels," *IEEE Trans. on Comm.*, vol. 43, pp. 773-775, April 1995.
- [12] R. F. H. Fisher, J. B. Huber, "A new loading algorithm for discrete multitone transmission," *IEEE Globecom 1996*, pp.724-728, Nov. 1996.
- [13] J. Campello, "Practical bit loading for DMT," *IEEE ICC 1999*, pp. 801-805, June 1999.
- [14] A. M. Wyglinsky, F. Labeau and P. Kabal, "Bit loading with BER-constraint for multicarrier systems," *IEEE Trans. on Wireless Comm.*, vol. 4, pp. 1383-1387, July 2005.
- [15] E. Guerrini, G. Dell'Amico, P. Bisaglia and L. Guerrieri, "Bit-loading algorithms and SNR estimates for HomePlug AV," *IEEE ISPLC 2007*, pp.77-82, March 2007.

- [16] X. She, S. Zhou, X. Xu and Y. Yao, "Power and bit allocation for adaptive turbo coded modulation in OFDM systems", *IEEE Globecom 2003*, pp. 903-907, Dec. 2003.
- [17] N. Benvenuto and F. Tosato, "On the selection of adaptive modulation and coding modes over OFDM," *IEEE ICC 2004*, pp. 3251-3255, 2004.
- [18] R.V. Sonalkar and R.R. Shively, "An efficient bit-loading algorithm for DMT applications," *IEEE GLOBECOM 1988*, pp. 2683-2698, Nov.1988.
- [19] E. Baccarelli, A. Fasano and M. Biagi, "Novel efficient bit-loading algorithms for peak-energy-limited ADSL-type multicarrier systems," *IEEE Transactions on Signal Processing*, vol. 50, pp. 1237-1247, May 2002.
- [20] S. Kapoor and P. Choudary, "Method and apparatus for discrete multitone communication bit allocation," *US Patent 6,516,027 B1*, Feb. 1999.
- [21] A. Storm, "Method for bit assignment and fine gain setting in a multi-carrier communication system," *US Patent 7,177,367 B2*, Jan. 2002.
- [22] M. Isaksson, M. Johansson, H. Tonvall, L. Olsson, T. Stefansson, H. Ohman, G. Bahlenberg, A. Isaksson, G. Okvist, L. Ljunggren, T.

- Nordstrom, L. Isaksson, D. Bengtsson, S. Hakansson and Y. Wen, "Multi-carrier transmission system," *US Patent 6,181,714 B1*, Sep. 1997.
- [23] J. Brossier and F. Lehmann, "Process for modulation and determination of the bit loading on a transmission channel," *US patent 7,187,717 B2*, March 2003.
- [24] V. Mitlin and R. G. C. Williams, "Performance evaluation of multicarrier channels," *US patent 7,131,038 B2*, Dec. 2000.
- [25] J.M. Shapiro, S.D. Sandberg and M.C. Tzannes, "Bit allocation among carriers in multicarrier communications," *US patent 6,870,888 B1*, Nov. 1999.
- [26] Y. Li and W. E. Ryan, "Mutual-information-based adaptive bit-loading algorithms for LDPC-coded OFDM," *IEEE Transactions on Wireless Communications*, vol. 6, pp. 1670-1680, May 2007.
- [27] C. Berrou, M. Jezequel, C. Douillard and S. Kerouedan, "The advantages of non-binary turbo codes," *IEEE Proceedings of the Information Theory Workshop 2001*, pp.61-63, Sept. 2001.
- [28] C. Berrou, M. Jezequel and C. Douillard, "Multidimensional turbo codes," *IEEE Information*

Theory and Networking Workshop 1999, p.27, July 1999.

- [29] E. A. Gelblum and H. R. Sadjapour, "Multi-cahnnel parallel/serial concatenated convolutional codes and trellis coded modulation encoder/decoder," *US Patent 6,842,491, B2*, May 2002.
- [30] Y. Goldstein and Y. Okunev, "Mode adaptation in wireless systems," *US Patent 7,203,459 B2*, Apr. 2003.
- [31] M. Tzannes, G. Kechriotis and P. Wu, "Adaptive allocation for variable bandwidth multicarrier communication," *US Patent 6,072,779*, Jun. 1997.
- [32] H.E. Levin and N. D. Teitler, "Method for reallocating data in a discrete multi-tone communication system," *US Patent 6,122,247*, Nov. 1997.
- [33] L. R. Bahl, J. Cocke, F. Jelinek and J. Raviv, "Optimal decoding of linear codes for minimizing symbol error rate," *IEEE Trans. On Inform. Theory*, vol. 20, pp. 284-287, March 1974.
- [34] J. Vogt and A. Finger, "Improving the max-log MAP turbo decoder," *IEEE Elect. Lett*, vol. 36, pp. 1937-1938, Nov. 2000.

- [35] L. Guerrieri, P. Bisaglia, G. Dell'Amico and E. Guerrini, "Performance of the turbo coded HomePlug AV system over power line channels," *IEEE ISPLC 2007*, pp. 138-143, March 2007.
- [36] L. Ye and A. Burr, "Adaptive modulation and code rate for turbo coded OFDM transmissions," *IEEE VTC 2007*, pp. 2702-2706, April 2007.
- [37] Wismer and R. Chattergy, "Introduction to nonlinear optimization. System science and engineering," North-Holland, 1978.
- [38] D. R. Pauluzzi and N. C. Beaulieu, "A comparison of SNR estimation techniques for the AWGN channel," *IEEE Trans. On Comm.*, vol. 4, pp. 1681-1691, Oct. 2000.
- [39] F. J. Canete, J. A. Cortes, L. Diez, J. T. Entrabasaguas and J. L. Carmona, "Fundamentals of the cyclic short-time variation of the indoor power-line channels," *IEEE ISPLC 2005*, pp. 157-161, April 2005.
- [40] S. Katar, B. Mashburn, K. Afkhamie, H. Latchman and R. Newman, "Channel adaptation based on cyclo-stationary noise characteristics in PLC systems," *IEEE ISPLC 2006*, pp.16-21, March 2006.

- [41] H. Phillips, "Modeling of powerline communication channels," *ISPLC 1996*, pp. 724-728, Nov. 1996.
- [42] M. Zimmermann and K. Dostert, "Analysis and modeling of impulsive noise in broad-band powerline communications," *IEEE Trans. On Elect. Comp.*, vol. 44, pp. 249-258, Feb. 2002.

Naturalmente, fermo restando il principio dell'invenzione, i particolari di realizzazione e le forme di attuazione potranno essere ampiamente variati rispetto a quanto qui descritto ed illustrato a puro titolo di esempio non limitativo, pur rimanendo nell'ambito dell'invenzione, così come definito dalle rivendicazioni annesse.

RIVENDICAZIONI

1. Procedimento di caricamento dei bit su un insieme Ω di sotto-portanti di un sistema di comunicazione a portanti multiple (100 a 126), comprendente l'operazione di associare a dette sotto-portanti rispettivi numeri di bit scelti fra una pluralità di costellazioni disponibili, il procedimento comprendendo le operazioni di:

- definire un obiettivo di prestazioni per detto sistema di comunicazione a portanti multiple (100 a 126); e

- realizzare detto caricamento garantendo detto obiettivo su una pluralità di dette sotto-portanti.

2. Procedimento secondo la rivendicazione 1, comprendente le operazioni di:

- definire detto obiettivo di prestazioni come tasso di errore obiettivo per detto sistema di comunicazione a portanti multiple (100 a 126); e

- realizzare detto caricamento garantendo detto tasso di errore obiettivo su una pluralità di dette sotto-portanti.

3. Procedimento secondo la rivendicazione 2, in

cui detto tasso di errore obiettivo è un tasso di errore sul bit o BER.

4. Procedimento secondo una qualsiasi delle precedenti rivendicazioni, comprendente l'operazione di trasferire detto obiettivo di prestazioni in un vincolo in una metrica di rapporti Log-Likelihood Ratio o LLR.

5. Procedimento secondo la rivendicazione 4, comprendente l'operazione di definire detto obiettivo di prestazioni come soglia in detta metrica di rapporti Log-Likelihood Ratio o LLR.

6. Procedimento secondo la rivendicazione 5, comprendente le operazioni di:

- applicare, ai segnali ricevuti in detto sistema di comunicazione a portanti multiple (100 a 126), una funzione di de-mappatura di tipo soft-input soft-output o SISO (120), e

- determinare detta metrica di rapporti Log-Likelihood Ratio o LLR all'uscita di detta funzione di de-mappatura di tipo soft-input soft-output o SISO (120).

7. Procedimento secondo una qualsiasi delle precedenti rivendicazioni, in cui detto insieme Ω di sotto-portanti è un sotto-insieme delle portanti disponibili in detto sistema di comunicazione a portanti multiple (100 a 126).

8. Procedimento secondo la rivendicazione 7, comprendente le operazioni di.

- configurare detto sistema di comunicazione a portanti multiple (100 a 126) per trasmettere dati a pacchetto con una lunghezza di pacchetto codificato data, e

- scegliere la cardinalità di detto insieme Ω di sotto-portanti in funzione di detta lunghezza di pacchetto codificato.

9. Procedimento secondo una qualsiasi delle precedenti rivendicazioni comprendente l'operazione di configurare detto sistema di comunicazione a portanti multiple (100 a 126) per trasmettere dati codificati con un codice turbo.

10. Procedimento secondo una qualsiasi delle precedenti rivendicazioni, in cui l'allocazione dei bit da caricare su dette sotto-portanti, con

ciascuna sotto-portante identificata da un simbolo k nell'ambito di detto insieme Ω , comprende i passi di:

- determinare (1001) per dette sotto-portanti una prima allocazione di bit $\{m_k\}$, con $k \in \Omega$;

- determinare (1002) per dette sotto-portanti una seconda allocazione di bit $\{m'_k\}$, con $k \in \Omega$, corrispondente all'allocazione di bit immediatamente superiore a detta prima allocazione;

- calcolare (1003) per dette sotto-portanti un costo w_k , $\forall k \in \Omega$, associato al passaggio da detta prima a detta seconda allocazione di bit, detto passaggio comportando lo spostamento ad una costellazione di ordine più elevato;

- ordinare (1004) detti costi $\{w_{\chi_1}, w_{\chi_2}, \dots, w_{\chi_{|\Omega|}}\}$ secondo un ordine χ che determina le sotto-portanti con maggiore probabilità di essere soggette ad uno spostamento di costellazione;

- ricercare (1005), seguendo detto ordine, sotto-portanti suscettibili di essere caricate con una costellazione di ordine più elevato, continuando a soddisfare detto vincolo in termini di rapporti LLR; e

- incrementare (1006; 10061) al valore di detta seconda allocazione, m'_k , il numero di bit caricati

su dette sotto-portanti suscettibili di essere caricate con una costellazione di ordine più elevato identificate con detta operazione di ricercare (1005).

11. Procedimento secondo una qualsiasi delle precedenti rivendicazioni 1 a 9, in cui la allocazione dei bit da caricare su dette sotto-portanti, con ciascuna sotto-portante identificata da un simbolo k nell'ambito di detto insieme Ω , comprende i passi di:

- determinare (2001) per dette sotto-portanti una prima allocazione di bit $\{m_k\}$, con $k \in \Omega$;

- determinare (2002) per dette sotto-portanti l'insieme $B'_k = \{m'_k \in C : 0 < m'_k - m_k \leq b_{\max}\}$ di costellazioni risultante dal passaggio da detta prima allocazione di bit $\{m_k\}$ ad una seconda allocazione di bit $\{m'_k\}$ corrispondente ad una costellazione di ordine più elevato con un guadagno di throughput di $b_{\max}$ bit;

- determinare (2003) un insieme di costi W rappresentativo dei costi di passaggio di allocazione di dette sotto-portanti associati ad un guadagno totale in termini di throughput pari a $b_{\max}$ bit;

- ordinare (2004) detto insieme di costi W per ottenere un insieme ordinato W_χ ordinato secondo un ordine χ che identifica sotto-portanti suscettibili con maggiore probabilità di andare soggette ad uno spostamento di costellazione eliminando i costi che hanno una sotto-portante associata in comune con uno dei costi precedenti nell'ordine χ ;

- ricercare (2005) sotto-portanti suscettibili di essere caricate con una costellazione di ordine più elevato, continuando a soddisfare detto vincolo in termini di rapporti LLR;

- incrementare (2006) al valore di detta seconda allocazione, m'_k , il numero di bit caricati su dette sotto-portanti suscettibili di essere caricate con una costellazione di ordine più elevato identificate con detta operazione di ricercare (2005).

12. Procedimento secondo la rivendicazione 11, comprendente l'ulteriore operazione di verificare se $b_{\max} \neq 0$, e, in caso positivo, l'operazione di aggiornare $b_{\max} \leftarrow b_{\max} - 1$, ritornando quindi a detto passo di determinare (2002) con detto valore di $b_{\max}$ aggiornato.

13. Procedimento secondo la rivendicazione 11 o la rivendicazione 12, comprendente l'operazione di determinare detto insieme di costi W come unione $W = W_{b_{\max}} \cup W_{sum=b_{\max}}$ di:

- un primo insieme $W_{b_{\max}}$ dei costi associati al passaggio di dette sotto-portanti da detta prima allocazione di bit a detta seconda allocazione di bit con un guadagno di throughput di $b_{\max}$ bit; e

- un secondo insieme $W_{sum=b_{\max}}$ di costi associati al passaggio simultaneo di un insieme di due o più di dette sotto-portanti da detta prima allocazione di bit a detta seconda allocazione di bit con un guadagno totale di throughput di $b_{\max}$ bit.

14. Procedimento secondo una qualsiasi delle rivendicazioni 10 a 13, comprendente l'operazione di ordinare (1004; 2004) detto insieme di costi W in ordine decrescente.

15. Dispositivo trasmettitore (100 a 112) per sistema di comunicazione a portanti multiple (100 a 126), comprendente un modulo di caricamento di bit (12) per associare a dette sotto-portanti rispettivi numeri di bit scelti fra una pluralità di

costellazioni disponibili con il procedimento secondo una qualsiasi delle rivendicazioni 1 a 15.

16. Prodotto informatico, caricabile nella memoria di almeno un elaboratore e comprendente porzioni di codice software per realizzare le fasi del procedimento secondo una qualsiasi delle rivendicazioni 1 a 14 quando il prodotto è eseguito su un elaboratore.

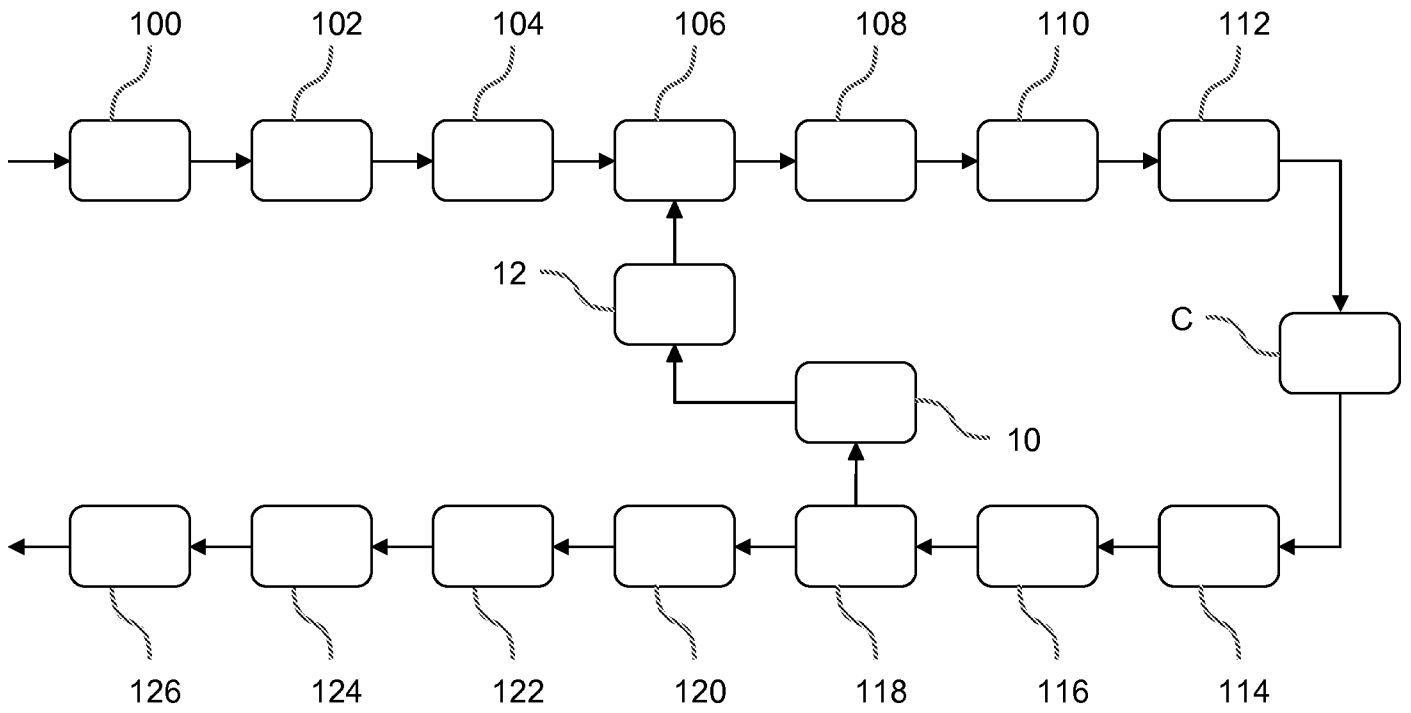


Fig. 1

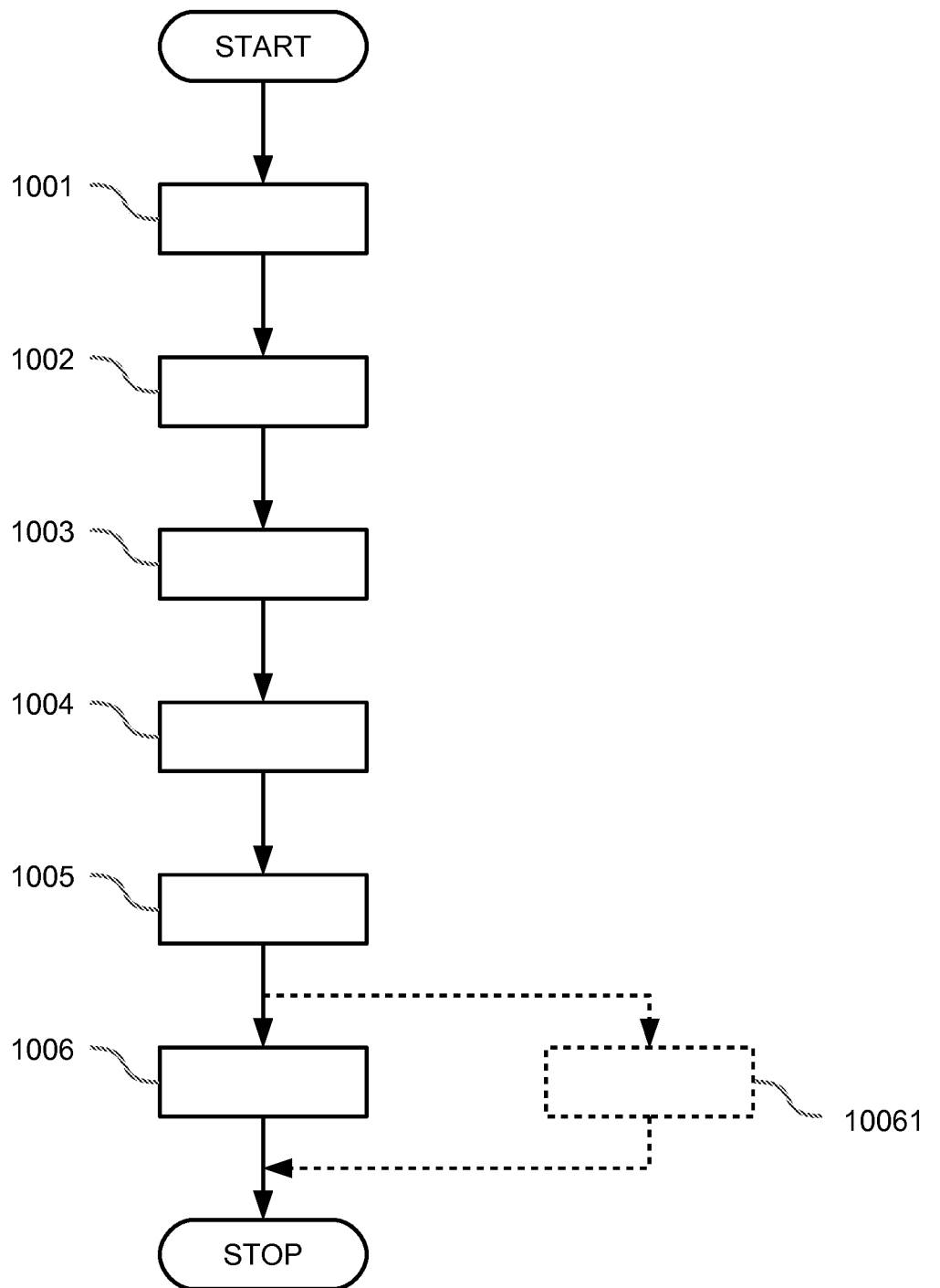


Fig. 2

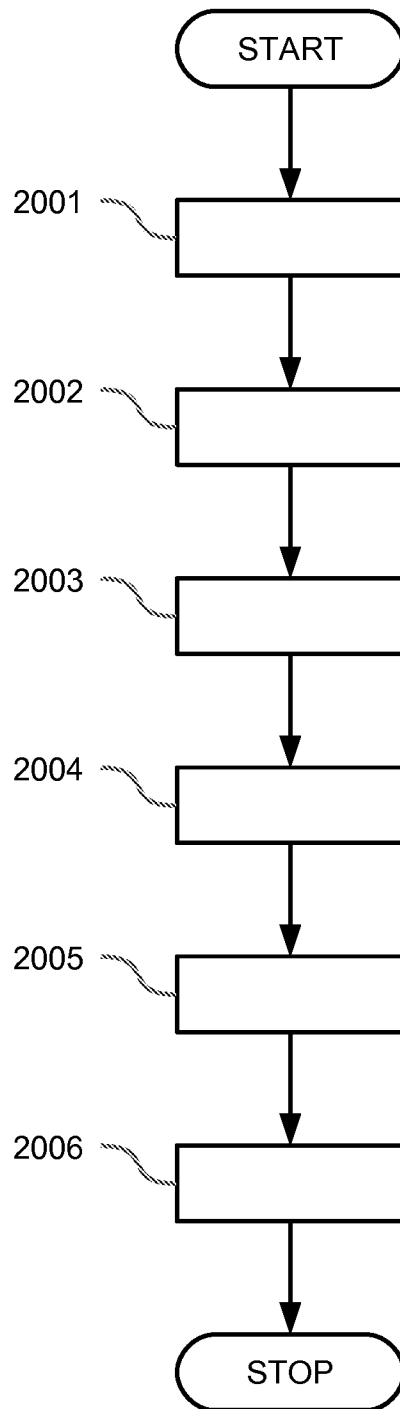


Fig. 3