

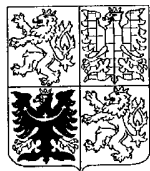
PŘIHLÁŠKA VYNÁLEZU

zveřejněná podle § 31 zákona č. 527/1990 Sb.

(21) Číslo dokumentu:

2001 - 107

(19)
ČESKÁ
REPUBLIKA



ÚŘAD
PRŮMYSLOVÉHO
VLASTNICTVÍ

(22) Přihlášeno: **01.07.1999**

(32) Datum podání prioritní přihlášky: **13.07.1998**

(31) Číslo prioritní přihlášky: **1998/115530**

(33) Země priority: **US**

(40) Datum zveřejnění přihlášky vynálezu: **16.05.2001**
(Věstník č. 5/2001)

(86) PCT číslo: **PCT/GB99/02078**

(87) PCT číslo zveřejnění: **WO00/03392**

(13) Druh dokumentu: **A3**

(51) Int. Cl. ⁷:

G 11 B 20/14

H 03 M 5/14

(71) Přihlašovatel:

INTERNATIONAL BUSINESS MACHINES
CORPORATION, Armonk, NY, US;

(72) Původce:

Hassner Martin Aureliano, Mountain View, CA, US;
Heise Nylest, San Jose, CA, US;
Hirt Walter, Wettswil, CH;
Trager Barry Marshall, Yorktown Heights, NY, US;

(74) Zástupce:

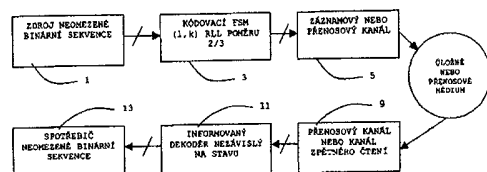
Kalenský Petr JUDr., Hálkova 2, Praha 2, 12000;

(54) Název přihlášky vynálezu:

**Reverzibilní mapování binárních sekvencí na
(1,K) během chodu délkově omezených
kódovaných sekvencí poměru 2/3 s omezeními
maximální hustoty přechodů**

(57) Anotace:

Metoda a prostředky slouží pro snížení sekvencí neomezeného binárního signálu s vysokým činitelem využití v procesech a systémech pro ukládání a komunikaci, reverzibilním mapováním takových sekvencí na (1, k) RLL kódový tok poměru 2/3 omezeným na činitel využití, který se podstatně blíží jedné třetině. Binárním sekvencím postupně mapovaným na RLL kódové sekvence s vysokým činitelem využití je buď znemožněno opakovat se do nekonečna, nebo jsou vyřazeny.



**REVERZIBILNÍ MAPOVÁNÍ BINÁRNÍCH SEKVENCÍ NA $(1, K)$ BĚHEM
CHODU DÉLKOVĚ OMEZENÝCH KÓDOVANÝCH SEKVENCÍ POMĚRU 2/3 S
OMEZENÍMI MAXIMÁLNÍ HUSTOTY PŘECHODŮ**

Oblast techniky

Vynález se týká netradičního dekódování sekvencí binárních hodnot, jaké se mohou nacházet v záznamových kanálech magnetického ukládání nebo v optických komunikačních podsystémech, kde omyly, výmazy nebo chyby obsahují binární podsekvence vykazující posloupnosti s vysokým činitelem využití nebo vybraná opakování posloupností. Podrobněji se vynález týká metod a prostředků buďto pro předcházení nekonečným opakováním posloupností, nebo pro jejich vyřazování.

Dosavadní stav techniky

Je dobře známo, že sekvence binárních hodnot, jako 1000011011, může být nepříznivě interpretována dekódovacími zařízeními díky nechtěným posloupnostem nebo atributům přítomným v takovéto sekvenci. Například sekvence jako 1010101010... vykazuje vysoký vysoký činitel využití. Ve smyslu elektroniky je vysoký činitel využití synonymem pro elektrické nebo mechanické jednotky, které se opakovaně zdůrazňují. Výsledkem jsou často doprovodné nárůsty tepla a šumu v součástkách, což vede k vyšším výskytům chyb, výskytům selhání a ke zkrácení životnosti součástek.

Termín činitel využití znamená pro záměry této specifikace počet binárních jedniček vyskytujících se v posloupnosti nebo v opakujícím se intervalu podsekvence. V příkladu s 101010... je činitel využití 50 procent, protože "1" se vyskytuje na každém dvoubitovém intervalu. Kdyby byla opakující se posloupnost ve tvaru dvou binárních čtyřbitových slov jako 1001, 1000, činitel využití by byl $3/8=37,5$ procent.

V magnetických záznamových kanálech a optických komunikacích vyvstává fenomén rozmazávání a rozmělnění pulzů. Například dvě binární čtyřbitová slova 0001, 0010 se mohou následkem "rozmazání", jevit na vstupu dekodéru jako 0001, 1010. V tom případě je binární 1 na čtvrté pozici prvního slova elektricky nebo opticky "natažena", takže vypadá, jako by to byly dvě po sobě jdoucí binární jedničky. Takové rozmazávání je zvláště nepříjemné v komunikačních systémech založených na pulzně poziční modulaci (PPM) nebo podobných. To vyplývá ze skutečnosti, že systémy PPM obecně trpí nedostatečnou šířkou pásma.

Podle materiálu od Adler a kol., U.S. Patent 4 413 251, "Method and Apparatus for Generating a Noiseless Sliding Block Code for a (1,7) Channel with Rate 2/3", vyšlo 1. listopadu 1983, víme, že konečný automat (FSM) může převádět neomezené sekvence binárních hodnot na omezené sekvence binárních hodnot reverzibilním způsobem. Dále Adler objasňuje, že informovaný konečný automat nezávislý na vnitřních stavech může zvládnout dekodování. Informovanost dovoluje dekodéru získat $n < m$ bitů z daného RLL kódového slova do m bitů neomezené sekvence tím, že vezme v úvahu předem určený počet bezprostředních RLL kódových slov.

Nicméně tato informovanost dekodéru způsobuje nepříjemné zvýšení chyb nebo výmazů v RLL kódovém slově.

Podle Adler a kol. je pro danou kódovou frekvenci $R=m/n$ mapující m bitů neomezené binární sekvence na n bitů omezené sekvence požadavek částečné splnění odvozením FSM kodéru s 2^n větvemi na stav, kde (d,k) omezení jsou manifestována rozkládáním a slučováním některých FSM stavů ve snaze získat nový FSM. Omezení (d,k) znamená, že nejméně d "nul" a ne více než k "nul" má být vloženo mezi jakoukoliv dvojici po sobě jdoucích binárních "jedniček". Pro $d < k$ d určuje frekvenci přechodů a tím pádem i mezisymbolovou interferenci (ISI). Co se k týče, používá se pro resynchronizaci hodinových impulzů.

Podstata vynálezu

Vynález zajišťuje FSM pro konverzi neomezené sekvence binárních hodnot na omezenou sekvenci vybranou z jedné z množin $2/3$ (d,k) RLL kódů pevného poměru obsahujících $(1,9)$ a $(1,13)$ RLL kódy, ve kterých jsou předem určené RLL kódované sekvence vyřazeny z nekonečných opakování, jako v případě $(1,9)$ a $(1,10)$ RLL kódů, nebo je jim znemožněno objevit se, jako v případě $(1,13)$ RLL kódu. Kromě toho informovaný dekodér nezávislý na vnitřních stavech zajišťuje nezbytnou reverzibilitu, pokud se RLL kódované sekvence čtou z úložného subsystému nebo z optické komunikační cesty apod.

Konkrétněji předpokládáme, že přicházející objekty jsou vytvořeny metodou implementovatelnou do procesoru nebo robustní kombinační logikou ekvivalentní pro reverzibilní mapování binárních sekvencí na $(1,k)$ během chodu délkově

omezené (RLL) kódované sekvence poměru 2/3 s maximem omezení hustoty přechodů. Metoda obsahuje dva kroky, a to definování a uložení funkčního konečného automatu jako kodéru a potom provedení mapování na binárních sekvencích.

První krok obsahuje definování a uložení do procesoru tabulky stavových přechodů uspořádaných dvojic obsahující další stav ($n_1n_2n_3$) a aktuální RLL kódovaný tříbitový symbol ($c_1c_2c_3$). Každá uspořádaná dvojice v tabulce je indexována v prvním sloupci tabulky podle jeho současného stavu, ve druhém sloupci tabulky podle vektoru ($b_1b_2b_3b_4$) současného (b_1b_2) a předem určeného počtu informujících (b_3b_4) bitových dvojic z binární sekvence. Každá současná bitová dvojice je rozpoznatelná binární hodnota (00, 01, 10, 11). Také každé z předem určených čísel bitových dvojic je vybráno z množiny skládající se z rozpoznatelné binární hodnoty a "neurčité" (xx) hodnoty. Přechody mezi stavy jsou očividně omezeny tak, aby každý protějšek dlouho běžící sekvence RLL kódovaných tříbitů manifestoval činitel využití menší než 50%. Ve druhém kroku zařídíme, aby procesor přistoupil do tabulky reagující na následnost vektorů bitových dvojic a z nich tedy získání RLL kódovaných tříbitů. Logické vztahy definující mapování kódových slov z binárních na RLL a jejich inverze jsou vypracovány na obrázcích a v popisu upřednostněného provedení.

Ve snaze použít (1,k) RLL kódování poměru 2/3 pro snížení činitele využití toku binárních hodnot bylo nevyhnutelné vzít v úvahu efekt, který nastane, když jsou vybrané neomezené binárně kódované posloupnosti použity na standardní (1,7) nebo (1,9) RLL kodér poměru 2/3. Tyto vybrané posloupnosti ve skutečnosti vytvořily omezené binárně kódované posloupnosti s velmi vysokými činiteli

09.01.01

využití. Příklady jsou uvedeny v níže uvedené tabulce:

Neomezené binárně kódované posloupnosti	2/3 RLL kód frekvence (1,7)	Činitel využití
00 11 00	010 101 010	4/9
00 11 01	010 101 001	4/9
	2/3 RLL kódy frekvence (1,7), (1,9)	
10 11 00	100 101 010	4/9
10 11 01	100 101 001	4/9
	2/3 RLL kódy frekvence (1,7), (1,9)	
00 11 10 11	010 101 000 101	5/12
10 11 10 11	100 101 000 101	5/12

Tabulka 1

Nicméně bylo dále pozorováno, že RLL kodéry (1,9) a (1,13) poměru 2/3 typu popsaného v patentu Adler '413 by mohly být heuristicky modifikovány tam, aby buďto (a) vyřazovaly nekonečná RLL kódovaná opakování s vysokým činitelem využití těchto předem určených neomezených posloupností, nebo (b) účinně je potlačovaly jak je ukázáno v níže uvedené tabulce 2:

Neomezené binárně kódované posloupnosti	2/3 RLL poměru (1,9) s modifikovaným kodérem/dekodérem
00 11 00	010 000 000
00 11 01	001 000 000
	2/3 RLL poměru (1,13)

	s modifikovaným kodérem/dekodérem
10 11 00	100 000 000
10 11 01	101 000 000
00 11 10 11	010 000 000 000
10 11 10 11	100 000 000 000

Tabulka 2

Přehled obrázků na výkresech

Vynález bude blíže vysvětlen prostřednictvím konkrétních příkladů provedení znázorněných na výkresech, na kterých představuje

obr. 1 omezený kanálový kodér a dekodér umístěný s ohledem na ukládání informací nebo přenosové médium podle vynálezu;

obr. 2 konečný automat (FSM) použitý jako kodér a znázorňuje výstup jako funkci aktuálního vnitřního stavu a množinu vstupů, a následný vnitřní stav jako jinou funkci současného vnitřního stavu a množinu vstupů;

obr. 3 stavový diagram (1,7) RLL kodéru poměru 2/3 reagujícího na vytvoření vysokého činitele využití na výstupu z neomezeného binárního vstupu, kde modifikace přechodů přetváří kodér na (1,9) RLL kodér poměru 2/3 vytvářející výstup s nízkým činitelem využití;

09.01.01

obr. 4A-4C tabulka přechodů pro (1,9) RLL kodér poměru 2/3 upravený podle vynálezu, Booleovské rovnice popisující vztahy mezi neomezenými vstupy a omezenými výstupy, a provedení kodéru za použití hradel s vysokoúrovňovou logikou;

obr. 5A-5C dekódovací tabulka pro (1,9) RLL dekodér poměru 2/3 modifikovaný podle vynálezu, Booleovské rovnice popisující vztahy mezi omezenými vstupy a neomezenými výstupy, a provedení dekodéru za použití hradel s vysokoúrovňovou logikou;

obr. 6A-6C Booleovské rovnice popisující vztahy mezi neomezenými vstupy a omezenými výstupy (1,13) RLL kodéru poměru 2/3 upraveného podle vynálezu, tabulku stavových přechodů a provedení kodéru za použití hradel s vysokoúrovňovou logikou; a

obr. 7A-7C dekódovací tabulka pro (1,13) RLL dekodér poměru 2/3 upravený podle vynálezu, Booleovské rovnice popisující vztahy mezi omezenými vstupy a neomezenými výstupy a provedení dekodéru za použití hradel s vysokoúrovňovou logikou.

Příklady provedení vynálezu

Nyní s odkazem na obr. 1, je ukázán omezující kanálový kodér 3 umístěný před záznamovým nebo přenosovým kanálem 5 a úložný prostor informací nebo přenosové médium 7. Protěžší dekodér 11 je umístěn mezi přijímacím kanálem 9 nebo kanálem zpětného čtení a výstupem 13 neomezené binární sekvence. Binární zdroj 1 si můžeme představit jako generátor

náhodných čísel 1 a 0 s rovnoměrným, Gaussovým nebo jiným statistickým rozdělením a dávající čas od času opakující se posloupnosti s vysokými činiteli využití. Tyto cykly jsou v rozsahu od nejvyšších 50% ve tvaru 10101010... atd. po sekvence se snesitelnějšími činiteli využití značně nižšími než 50%. Protože obecné řešení spočívá v použití $(1,k)$ RLL kodéru poměru $2/3$ na neomezenou binární sekvenci, kodér sám zajišťuje minimální činitel využití.

Omezené binární výstupní řetězce z kodéru 3 jsou pak použity na záznamový nebo přenosový kanál 5, kde jsou vhodně modulovány a zapsány buďto na záznamové nebo na přenosové médium 7. Ihned potom se omezený a modulovaný řetězec použije v přijímacím kanále 9 nebo kanále zpětného čtení a převede se na omezený binární řetězec jedniček a nul. Tento převedený binární řetězec se poté použije v informovaném dekodéru 11 nezávislém na vnitřních stavech. Dekodér 11 používá předem určený počet po sobě jdoucích znaků (informovaný) a odstraňuje omezení, čímž dává na výstup 13 původní neomezenou binární sekvenci.

Nyní s odkazem na obr. 2, je ukázán konečný automat (FSM) pro použití jako kodér 3. Pro konkrétní nastavení parametrů $(d,k)=(1,9)$ nebo $(1,13)$ se předem určený počet nynějších vstupních bitů (b_1b_2) a budoucích vstupních bitů (b_3b_4) použije $(b_1b_2b_3b_4)$ ze vstupního registru 21 na FSM 23 cestou 23. FSM 23 zajišťuje výstup do registru 25. Výstupní množina binárních bitů $C=(c_1c_2c_3)$ se odvodí jako funkce f vstupních bitů $(b_1b_2b_3b_4)$ a současného stavu automatu $S=(s_1s_2s_3)$. Zároveň se určí následný stav automatu N jako funkce g vstupních bitů $(b_1b_2b_3b_4)$ a současného stavu automatu S . V dalším cyklu se tedy následný stav automatu N zapíše do registru 29 současného stavu automatu a stane se

novým současným stavem S automatu. V tomto ohledu může být FSM pojat také jako forma orientovaného grafu, jehož uzly reprezentují stavy S FSM automatu a jehož orientované cesty určují přechody mezi stavy pro jakýkoliv daný vstupní vektor a zároveň se generuje protějšší výstupní vektor. Tabulkové provedení tohoto orientovaného grafu se nazývá "tabulka stavových přechodů".

Nyní s odkazem na obr. 3, je zobrazen parciální stavový diagram nebo orientovaný graf $(1,7)$ RLL kodéru poměru $2/3$ reagující na tvorbu výstupu s vysokým činitelem využití z neomezeného binárního vstupu. Uzly 000, 001, 010, 011 a 100 reprezentují vnitřní stavy $(1,7)$ kodéru. Jelikož jde o kodér poměru $2/3$, tak pro vstupní posloupnost dvou bitů za jednotku času 001100 bude výstupní posloupnost kodéru tří bitů za jednotku času 010101010. Podobně pro vstupní posloupnost 001101 bude výstupní posloupnost 010101001. Pokud se přidá do stavového diagramu další stav 111 a napojí se mezi stavy 000 a 100, jak je ukázáno, pak se kodér převede na $(d,k)=(1,9)$ kodér poměru $2/3$. Další stav zajišťuje dostatečný výpočetní zdroj pro informovanost přes několik vstupních symbolů a generuje výstupní sekvenci se sníženým činitelem využití, konkrétně 010000000 pro vstup 001100 a 001000000 pro vstup 001101.

Nyní s odkazem na obr. 4A-4C, je postupně ukázána tabulka přechodů pro $(1,9)$ RLL kodér poměru $2/3$ upravený podle vynálezu, Booleovské rovnice popisující vztahy mezi neomezenými binárními vstupy a vysoce omezenými binárními výstupy, a provedení kodéru použitím hradel s vysokoúrovňovou logikou. Na obr. 4A je kodérem FSM se šesti vnitřními stavy S . Jelikož je kodér poměru $2/3$, je navržen tak, aby reagoval na současnou vstupní bitovou dvojici a

09.01.01

navíc jednu informovanou vstupní bitovou dvojici $b=(b_1b_2b_3b_4)$. Každá řádka je indexována jedním ze šesti vnitřních stavů S , zatímco každý sloupec je indexován jedním ze sedmi vstupů z kombinací dvou bitových dvojic. Pro jakýkoliv daný tabulkový index (S,b) je záznam ve formě (další stav N /výstup $C=(c_1c_2c_3)$). Ze sedmi vstupů kombinací dvou dvojic vstupních bitů mají tři z nich, konkrétně 00 xx, 01 xx a 10 xx dvě "neurčité" pozice bitových hodnot. Pro znázornění, kdyby bylo na (1,9) kodéru se stavem 100 na vstupu 00 xx, tak by nastalo převedení ze stavu 100 do stavu 000 a vytvořil by se výstup $C=000$.

Nyní s odkazem na obr. 4B, je zde množina Booleovských rovnic definujících Booleovskou funkci dalšího stavu $N=(n_1n_2n_3)=g(S,b)$ a výstupní Booleovskou funkci $C=(c_1c_2c_3)=f(S,b)$. Tyto rovnice jsou analytickým vyjádřením odvozeným z tabulky přechodů na obr. 4A. V těchto Booleovských výrazech je označena negace Booleovské proměnné C jako " $\neg C$ ". Negace 111 by se tudíž napsala jako $\neg(111)$. Mělo by se poznamenat, že Booleovské rovnice na obr. 4B plně vyjadřují kombinační AND/OR logiku (415 na obr. 4C).

S tím je spojena logika pro nízký činitel využití (1,9) RLL kodéru poměru 2/3, jak ukazuje obr. 4C. V provedení logiky je současná vstupní dvojice (b_1b_2) přivedena hradly 407 a 403 do kombinační logiky 415. Stejně tak informující vstupní bitová dvojice (b_3b_4) je přivedena do logiky 415 hradly 405 a 401. Výstup kodéru C je vyveden z logiky 415 do hradel 417, 419 a 421. Další vnitřní stav N je vyveden z logiky 415 přes zpětnovazební cesty I, II a III do odpovídajících hradel 409, 411 a 413.

Nyní s odkazem na obr. 5A-5C, je postupně ukázána

dekódovací tabulka pro (1,9) RLL dekodér poměru 2/3 upravený podle vynálezu, Booleovské rovnice popisující vztahy od omezených vstupů zpět k neomezeným výstupům a provedení dekodéru pomocí hradel s vysokoúrovňovou logikou. Na obr. 5A je dekódovací tabulka stavově nezávislá, protože zajišťuje informovanost přes několik RLL symbolů. To znamená, že neustavuje žádný FSM ve smyslu kodéru. RLL binárně kódované symboly označují první tři sloupce zleva doprava. Ty obsahují nynější symbol ($r_1r_2r_3$) a dva informující symboly ($r_4r_5r_6$) a ($r_7r_8r_9$). Čtvrtý sloupec je označen jako "Dekódovaný výstup". Pro účely dekódování obsahuje řetězec RLL symbolů posuvný blok tříbitových symbolů, ve kterých nastává dekódování nynějšího symbolu jako výsledek logické kombinace nynějšího symbolu se dvěma informovanými symboly podle Booleovských rovnic zavedených na obr. 5B.

Nyní s odkazem na obr. 5C, každý RLL kódovaný symbol obsahuje tříbitový bajt, jehož bity jsou přivedeny na hradla 501, 503 a 507. Bity jsou zpracovány do tvaru tří pomocných vnitřních proměnných z_1 , z_2 a z_3 OR hradlem 513 a hradly 519 a 521. Ty jsou současně přivedeny jako vstupy do kombinační logiky 525. Dále hodnoty r_1 a r_3 prvního a třetího bitu současného RLL kódovaného symbolu jsou postupně příslušnými hradly 509, 517, 515 a 523 předány jako paralelní vstupy do logiky 525.

Logika 525 je úplně definována logickými rovnicemi pro dekódovaný výstup vyjádřenými na obr. 5B. Zatímco logické rovnice předepisovaly kódovaný šestibitový výstup ($u_1u_2u_3u_4u_5u_6$), výstupní proměnná u_5 je vynulována. V zobrazeném provedení je zajištěna dodatečná logika pro převedení dekódovaného výstupu U na dvoubitové bajty původní

neomezené binární sekvence. Tím pádem je první z dvoubitových bajtů spočítán hradlem OR 529 aktivně kombinujícím u_4 a verzi u_6 , jak se nachází v hradle 527, a hradlem OR 539 aktivně kombinujícím výstup hradla OR 529, jak se nachází v hradle 531, a výstup u_2 z logiky 525. Druhý z dvoubitových bajtů je spočítán hradlem OR 535 aktivně kombinujícím u_1 a verzi u_3 , jak se nachází v hradle 533. První ze dvou bitů je dodán hradlem 541, zatímco druhý z těchto dvou bitů je poslán dodán hradlem 537.

Nyní s odkazem na obr. 6A-6C, je zde postupně zobrazena tabulka přechodů pro (1,13) RLL kodér poměru 2/3 upravený podle vynálezu, Booleovské rovnice popisující vztahy mezi neomezenými vstupy a omezenými výstupy a provedení kodéru použitím hradel s vysokoúrovňovou logikou. Soustředíme se na obr. 6B, kde je ukázána tabulka přechodů ve formě pole uspořádaných dvojic vnitřních stavů a kódovaných výstupů indexovaných nynějším vnitřním stavem S a složeným vstupem $(b_1b_2b_3b_4b_5b_6)$. Složený vstup v případě (1,13) kodéru je nynější kódovaný binární vstupní bitová dvojice a dvě informující kódované binární vstupní bitové dvojice. Kdyby byl kodér vystaven nepřetržitému vstupu 00 xx xx, tak by bezprostředně přešel do stavu 000 a zacyklil by se v tomto stavu vytvářejíc výstup 010010010010... pro činitel využití 1/3. To je stále podstatně méně než poloviční činitel spojený s výstupem 010101...

Booleovské rovnice pro (1,13) kodér ukázané na obr. 6A jsou v hrubé struktuře velmi podobné rovnicím zavedeným pro (1,9) kodér, jak ukazuje obr. 4B. To znamená, že jsou odvozeny z přechodového diagramu stavů a jsou omezeny, aby vytvářely výstup s nízkým činitelem využití. Rovnice také ozřejmují alternativní reprezentaci pro negaci použitím

vodorovného pruhu nad Booleovskou proměnnou.

Nyní s odkazem na obr. 6C je ukázáno logické provedení (1,13) kodéru ekvivalentní s logickým provedením (1,9) kodéru podle obr. 4C, s tou výjimkou, že (1,13) kodér je zobrazen bez navazujících kontaktů. Forma bez navazujících kontaktů byla původně navržena pro reprezentaci sítě reléových obvodů, jak se používá např. v telefonním průmyslu. Tři vstupní bitové dvojice d_1d_2 jsou přivedeny na hradla L , vstupní bity $b_1...b_6$ jsou společně s vnitřním stavem přivedeny do kombinační logiky v podstatě stejným způsobem, jako bylo popsáno ve spojení s (1,9) kodérem.

Nyní s odkazem na obr. 7A-7C, je postupně předvedena dekódovací tabulka pro (1,13) RLL dekodér poměru 2/3 podle vynálezu, Booleovské rovnice popisující vztah mezi omezenými vstupy a neomezenými výstupy a provedení dekodéru s použitím vysokoúrovňové logiky. Na obr. 7A je předvedena dekódovací tabulka nezávislá na stavech obsahující nynější RLL symbol a tři informující symboly, aby se zefektivnilo mapování nynějšího RLL symbolu na neomezenou binární sekvenci bitových dvojic. S tím spojené Booleovské logické rovnice definující dekodér jsou předvedeny na obr. 7B a provedení logiky bez navazujících kontaktů na obr. 7C a vše pracuje způsobem, jak bylo dříve popsáno u provedení popsaného na obr. 4C.

PETR KALENSKÝ
ATTORNEY AT LAW



SPOLEČNÁ ADVOKÁTNÍ KANCELÁŘ
VŠETECKA ZELENÝ ŠVORČÍK KALENSKÝ
A PARTNEŘI

120 00 Praha 2, Hájkova 2
Česká republika

PATENTOVÉ NÁROKY

1. Metoda pro reverzibilní mapování binárních sekvencí na $(1,k)$ během chodu délkově omezených (RLL) kódovaných sekvencí poměru $2/3$ s omezeními maximální hustoty přechodů, **vyznačující se tím**, že obsahuje kroky:

(a) definování a uložení do procesoru tabulky stavových přechodů uspořádaných dvojic, obsahující následující stav $(n_1n_2n_3)$ a stávající RLL kódovaný tříbitový symbol $(c_1c_2c_3)$, přičemž každá uspořádaná dvojice v tabulce je indexována v prvním rozměru tabulky podle svého stávajícího stavu a ve druhém rozměru tabulky podle vektoru $(b_1b_2b_3b_4)$ nynějšího (b_1b_2) a předem určeného počtu informujících (b_3b_4) bitových dvojic z binární sekvence, přičemž každá nynější bitová dvojice má rozpoznatelnou binární hodnotu (00, 01, 10, 11), každá z předem určeného počtu bitových dvojic vybraných z množiny skládající se z rozpoznatelné binární hodnoty a neurčité (xx) hodnoty, přičemž přechody mezi stavy jsou omezeny tak, aby jakýkoli protější dlouho běžící sekvence RLL kódovaných tříbitů vykazoval činitel využití menší než 50 procent;

(b) zajištění, aby procesor přistoupil do tabulky reagující na sled vektorů bitových dvojic a z ní pak získání sledu RLL kódovaných tříbitů;

(c) definování a uložení do procesoru dekodovací tabulky nezávislé na stavech, obsahující seznam binárních sekvencí bitových dvojic indexovaných vektorem vytvořeným z nynějšího RLL kódovaného tříbitu a předem určeného počtu informujících RLL kódovaných tříbitů; a

(d) zajištění, aby procesor přistoupil do dekodovací tabulky reagující na sled RLL kódovaných tříbitových vektorů

a z ní pak získání sledu bitových dvojic binární sekvence.

2. Způsob podle nároku 1, **vyznačující se tím**, že se činitel využití podstatně přibližuje k jedné třetině, a kde jsou dále omezení $(1,k)$ RLL kódu vybírána z množiny skládající se z $(1,9)$, $(1,10)$ a $(1,13)$.

3. Způsob podle nároku 1, **vyznačující se tím**, že omezení $(1,k)$ RLL kódu jsou vybraná z množiny skládající se z $(1,9)$ a $(1,13)$.

4. Zařízení pro reverzibilní mapování binárních sekvencí na $(1,k)$ během chodu délkově omezených (RLL) kódovaných sekvencí poměru $2/3$ s omezeními maximální hustoty přechodů, **vyznačující se tím**, že obsahuje:

konečný automat (FSM) pro generování RLL kódovaných tříbitových symbolů $(c_1c_2c_3)$ jako první funkci nynějšího jednoho z více vnitřních stavů FSM $(s_1s_2s_3)$ a vektoru $(b_1b_2b_3b_4)$ nynějšího (b_1b_2) a předem určeného počtu informovaných (b_3b_4) bitových dvojic z binární sekvence a pro generování dalšího následného vnitřního stavu automatu $(n_1n_2n_3)$ jako druhé funkce nynějšího stavu FSM a sekvence binárního vektoru, přičemž každá nynější bitová dvojice má rozpoznatelnou binární hodnotu $(00, 01, 10, 11)$, každá z předem určeného počtu bitových dvojic je vybraná z množiny obsahující rozpoznatelnou binární hodnotu a neurčitou (xx) hodnotu, přičemž první a druhá funkce jsou definovány podle více Booleovských vztahů tak, aby:

09.01.01

$$n_1 = b_1 s_3 + b_1 b_2 \cdot b_3 \cdot s_1 \cdot s_2 + s_1 s_2 s_3$$

$$n_2 = b_1 \cdot s_3$$

$$n_3 = b_2 \cdot s_3 + \cdot s_1 \cdot b_1 b_2$$

$$c_1 = \cdot s_1 s_2$$

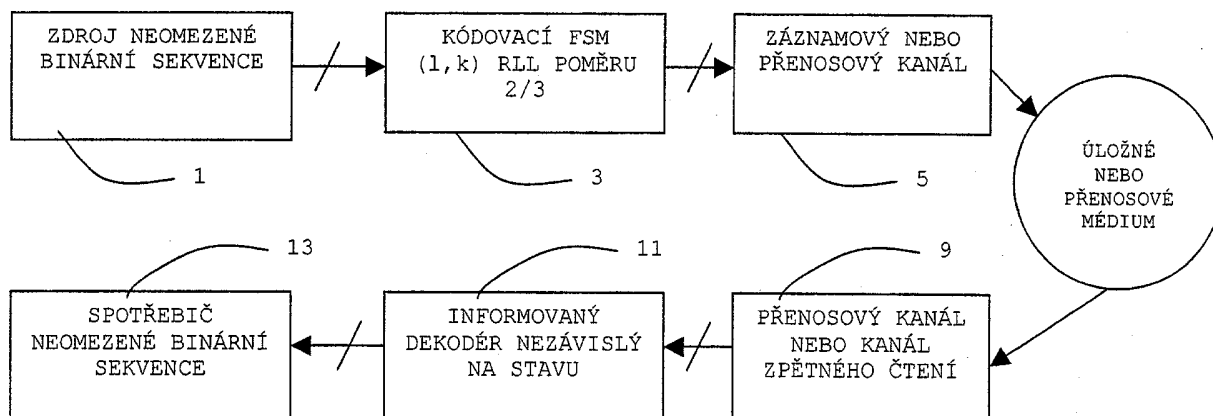
$$c_2 = \cdot s_1 \cdot s_2 \cdot c_3$$

$$c_3 = \cdot s_1 s_3 (\cdot b_1 + \cdot b_2) + \cdot s_1 \cdot s_2 \cdot s_3 b_1 b_2 \cdot b_3 b_4$$

PETR KALENSKÝ
ATTORNEY AT LAW

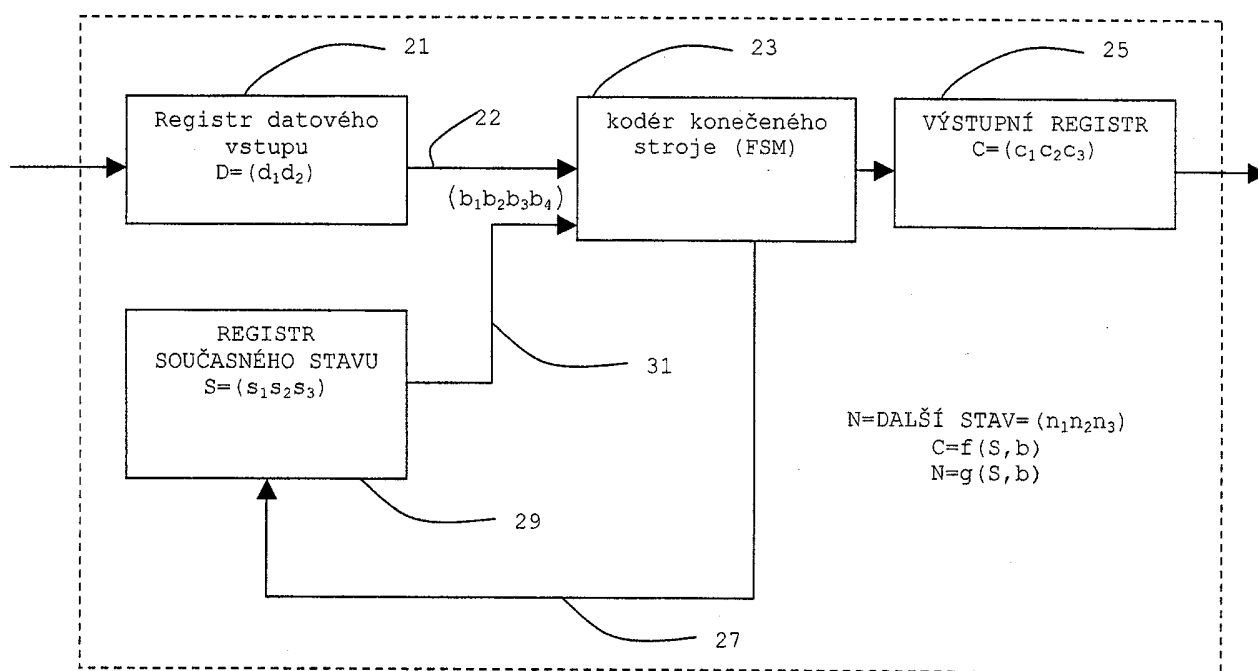


SPOLEČNÁ ADVOKÁTNÍ KANCELÁŘ
VŠETEČKA ZELENÝ ŠVORČIK KALENSKÝ
A PARTNEŘI
120 00 Praha 2, Hájkova 2
Česká republika



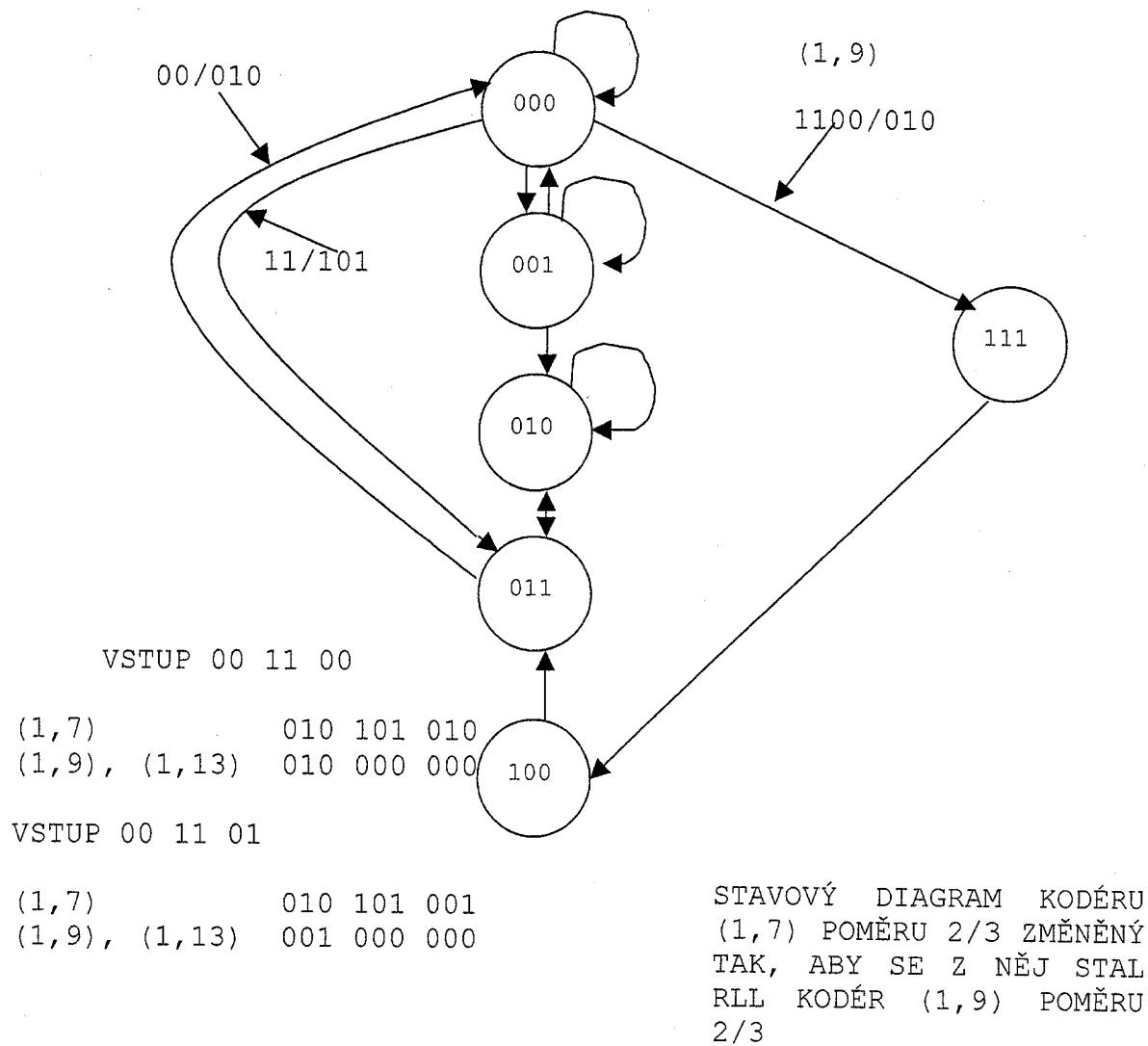
RLL KODÉR (1,9 NEBO 1,3) POMĚRU 2/3 S NÍZKÝM ČINITELEM VYUŽITÍ
PŘI UKLÁDÁNÍ DAT NEBO PŘENOSU

OBR. 1



OBR. 2

PETR KALENSKÝ
ATTORNEY AT LAW



OBR. 3

Petr Kázenský
PETR KÁZENSKÝ
ATTORNEY AT LAW

Další stav/Vnitřní výstup $N=(n_1n_2n_3)/C=(c_1c_2c_3)$							
Vnitřní vstupy $b_1b_2b_3b_4$ x =neurčitá bitová hodnota							
Vnitřní stav $S=s_1s_2s_3$	00xx	01xx	10xx	1100	1101	1110	1111
000	000/010	001/010	010/010	111/010	111/001	011/010	011/010
001	000/001	001/001	100/001	100/010	100/010	100/010	100/010
010	000/100	001/100	010/100	011/100	011/100	011/100	011/100
011	000/101	001/101	100/101	100/100	100/100	100/100	100/100
100	000/000	001/000	010/000	011/000	011/000	011/000	011/000
111	100/000	100/000	100/000	100/000	100/000	100/000	100/000

PŘECHODOVÁ TABULKA KONEČNÝCH STAVŮ PRO RLL KODÉR (1,9)
POMĚRU 2/3 S NÍZKÝM ČINITELEM VYUŽITÍ

OBR. 4A

BOOLEOVSKÁ FUNKCE DALŠÍHO STAVU

$$n_1 = b_1s_3 + b_1b_2\bar{b}_3\bar{s}_1\bar{s}_2 + s_1s_3$$

$$n_2 = b_1\bar{s}_3$$

$$n_3 = b_2\bar{s}_3 + \bar{s}_1\bar{b}_1b_2$$

VÝSTUPNÍ BOOLEOVSKÁ FUNKCE

$$C_1 = \bar{s}_1s_2$$

$$C_2 = \bar{s}_1\bar{s}_2\bar{c}_3$$

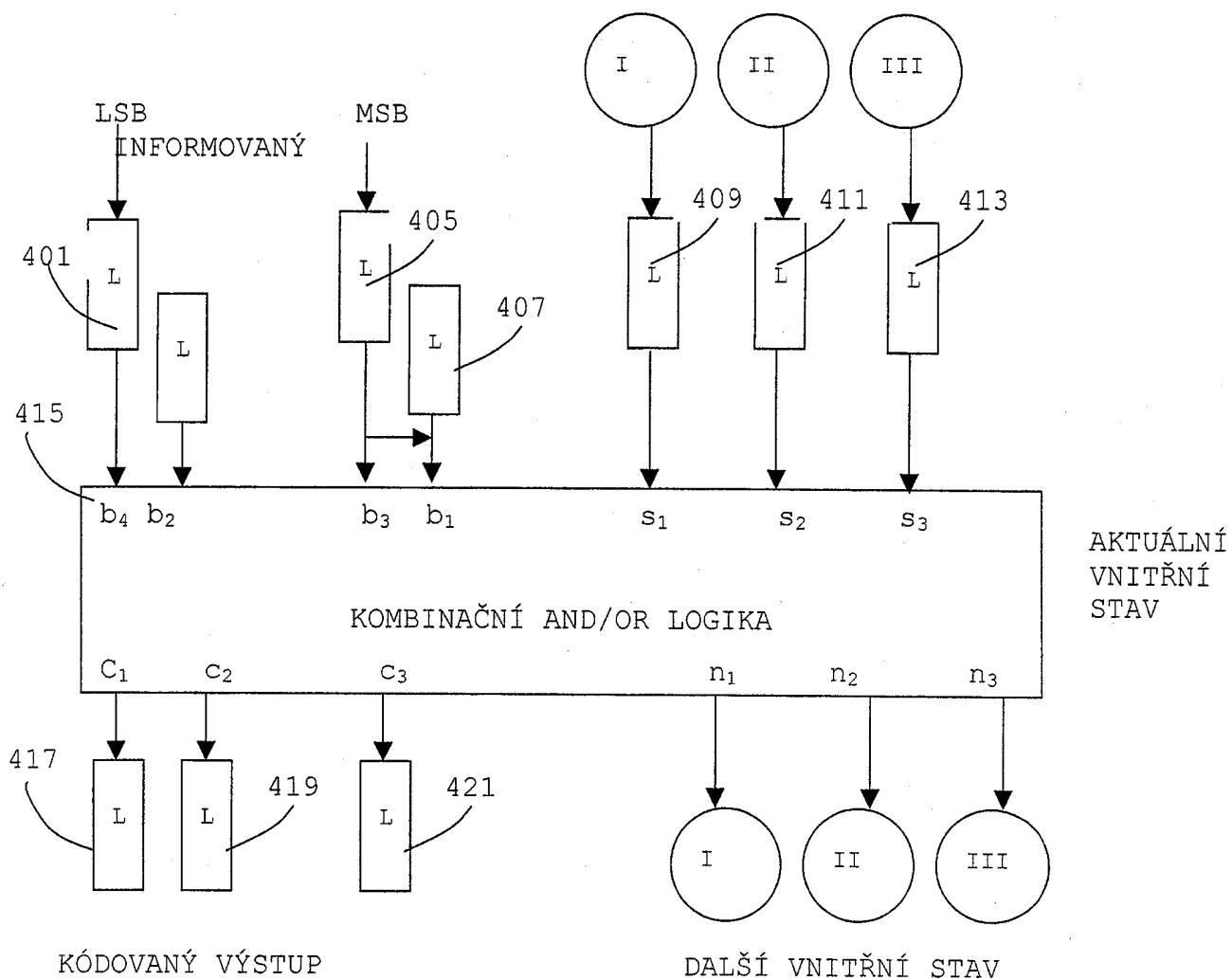
$$C_3 = \bar{s}_1s_3(\bar{b}_1 + \bar{b}_2) + \bar{s}_1\bar{s}_2\bar{s}_3b_1b_2\bar{b}_3b_4$$

ROVNICE DEFINUJÍCÍ RLL KODÉR (1,9) POMĚRU 2/3

OBR. 4B

PETR KALENSKÝ
ATTORNEY AT LAW





LOGIKA PRO RLL KODÉR (1,9) POMĚRU 2/3 S NÍZKÝM ČINITELEM VYUŽITÍ

OBR. 4C

$R=(r_1r_2r_3)$	$(r_4r_5r_6)$	$(r_7r_8r_9)$	Dekódovaný výstup
010	'(000)		00
001	'(000)		01
100	'(000)		10
101	'(000)		11
010	000	'(000)	0111
001	000	'(000)	0110
100	000	'(000)	1111
101	000	'(000)	1110
010	000	000	001100
001	000	000	001101

DEKÓDOVACÍ TABULKA PRO RLL DEKODÉR (1,9) POMĚRU 2/3 S NÍZKÝM ČINITELEM VYUŽITÍ

OBR. 5A

VNITŘNÍ PROMĚNNÉ

$$z_1='(r_1+r_2+r_3); \quad z_2='(r_4+r_5+r_6); \quad z_3='(r_7+r_8+r_9)$$

LOGICKÉ ROVNICE PRO DEKÓDOVANÝ VÝSTUP

$$U_1=r_1$$

$$U_2=('z_2)r_3 + 'z_1z_2'z_3$$

$$U_3='z_1z_2$$

$$U_4=z_2z_3 + 'z_1z_2'r_3$$

$$U_5=0$$

$$U_6=z_2z_3r_3$$

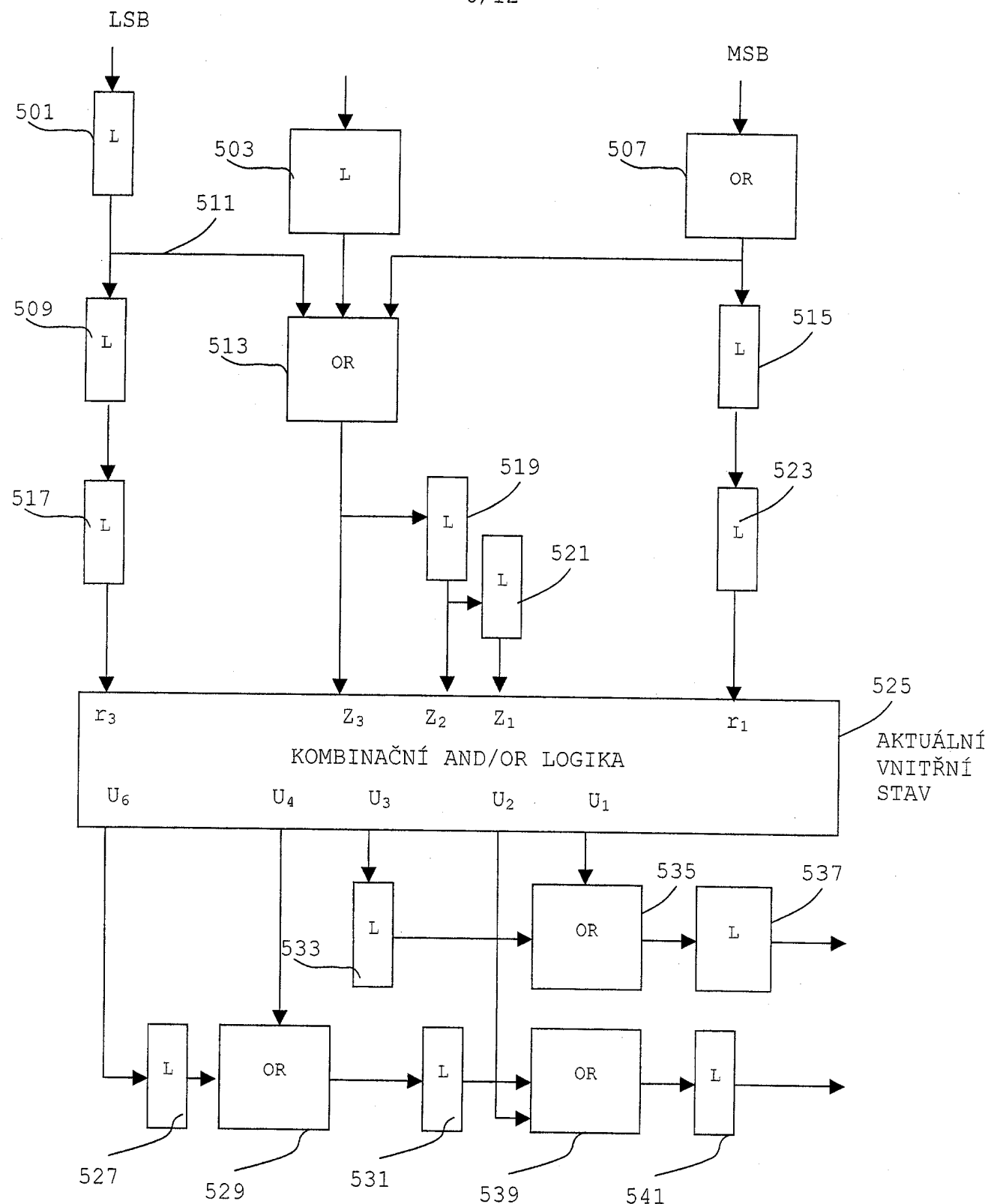
ROVNICE DEFINUJÍCÍ RLL DEKODÉR (1,9) POMĚRU 2/3

OBR. 5B

PETR KALENSKÝ
ATTORNEY AT LAW



09.01.01 2007-107



LOGIKA PRO INFORMOVANÝ RLL DEKODÉR (1,9) NEZÁVISLÝ NA STAVU POMĚRU 2/3 S NÍZKÝM ČINITELEM VYUŽITÍ

OBR. 5C

PETR KALENSKY
ATTORNEY AT LAW

DEFINUJEME NÁSLEDUJÍCÍ VEKTORY:

DATOVÝ VSTUP: $D = (d_1, d_2)$

AKTUÁLNÍ STAV: $S = (s_1, s_2, s_3)$

DALŠÍ STAV: (n_1, n_2, n_3)

VNITŘNÍ DATA $B^1 = (B^1_1, B^1_2) = (b_1, b_2)$

$B^2 = (B^2_1, B^2_2) = (b_3, b_4)$

$B^3 = (B^3_1, B^3_2) = (b_5, b_6)$

VNITŘNÍ KÓDOVÉ SLOVO: $C = (c_1, c_2, c_3)$

VÝSTUP KODÉRU: $Y = (y_1, y_2, y_3)$

KOMPONENTY N A C JSOU VYPOČÍTÁNY NA ZÁKLADĚ KOMPONENT S, B^1, B^2 A B^3 NÁSLEDUJÍCÍMI BOOLEOVSKÝMI VÝRAZY:

$$n_1 = (s_1 s_3) + (s_3 b_1) + (\overline{s_1} b_1 b_2 \overline{b_3}) + (\overline{s_1} b_1 b_2 \overline{b_4} b_5 b_6)$$

$$n_2 = (\overline{s_3} b_1) + (s_1 s_2 b_1 \overline{b_2})$$

$$n_3 = (\overline{s_3} b_2) + (\overline{s_1} b_1 b_2) + (s_1 s_2 b_1 \overline{b_2})$$

$$c_1 = \overline{s_1 s_2}$$

$$c_2 = \overline{s_1 s_2 c_3}$$

$$c_3 = s_1 s_3 (\overline{b_1} + \overline{b_2}) + \overline{s_1 s_3} b_1 b_2 \overline{b_3} b_4$$

VEKTORY B^1, B^2, B^3, S A Y JSOU VÝSTUPY HRADEL; JSOU AKTUALIZOVÁNY TAKTO:

$$B^1 \leftarrow B^2 \leftarrow B^3 \leftarrow D$$

$$S \leftarrow n, \text{ A } Y \leftarrow C$$

ROVNICE DEFINUJÍCÍ KODÉR (1,13) POMĚRU 2/3 S NÍZKÝM ČINITELEM VYUŽITÍ

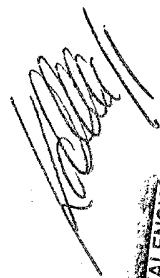
OBR. 6A

PETR KALENSKÝ
ATTORNEY AT LAW



Další stav/Vnitřní výstup $N=(n_1n_2n_3)/C=(c_1 c_2 c_3)$									
Vnitřní vstupy (b1 b2 b3 b4 b5 b6) X=neurčitá bitová hodnota									
Vnitřní stav $S=(S_1S_2S_3)$	00XXXX	01XXXX	10XXXX	1100XX	1101XX	11011	1110' (11)	1111XX	
000	000/010	001/010	010/010	111/010	111/001	111/010	011/010	011/010	
001	000/001	001/001	100/001	100/010	100/010	100/010	100/010	100/010	
010	000/100	001/100	010/100	111/100	111/101	111/100	011/100	011/100	
011	000/101	001/101	100/101	100/100	100/100	100/100	100/100	100/100	
100	000/000	001/000	010/000	011/000	011/000	011/000	011/000	011/000	
111	100/000	100/000	111/000	100/000	100/000	100/000	100/000	100/000	

PŘECHODOVÁ STAVOVÁ TABULKA PRO RLL KODÉR (1,13) POMĚRU 2/3 S NÍZKÝM ČINITELEM VYUŽITÍ

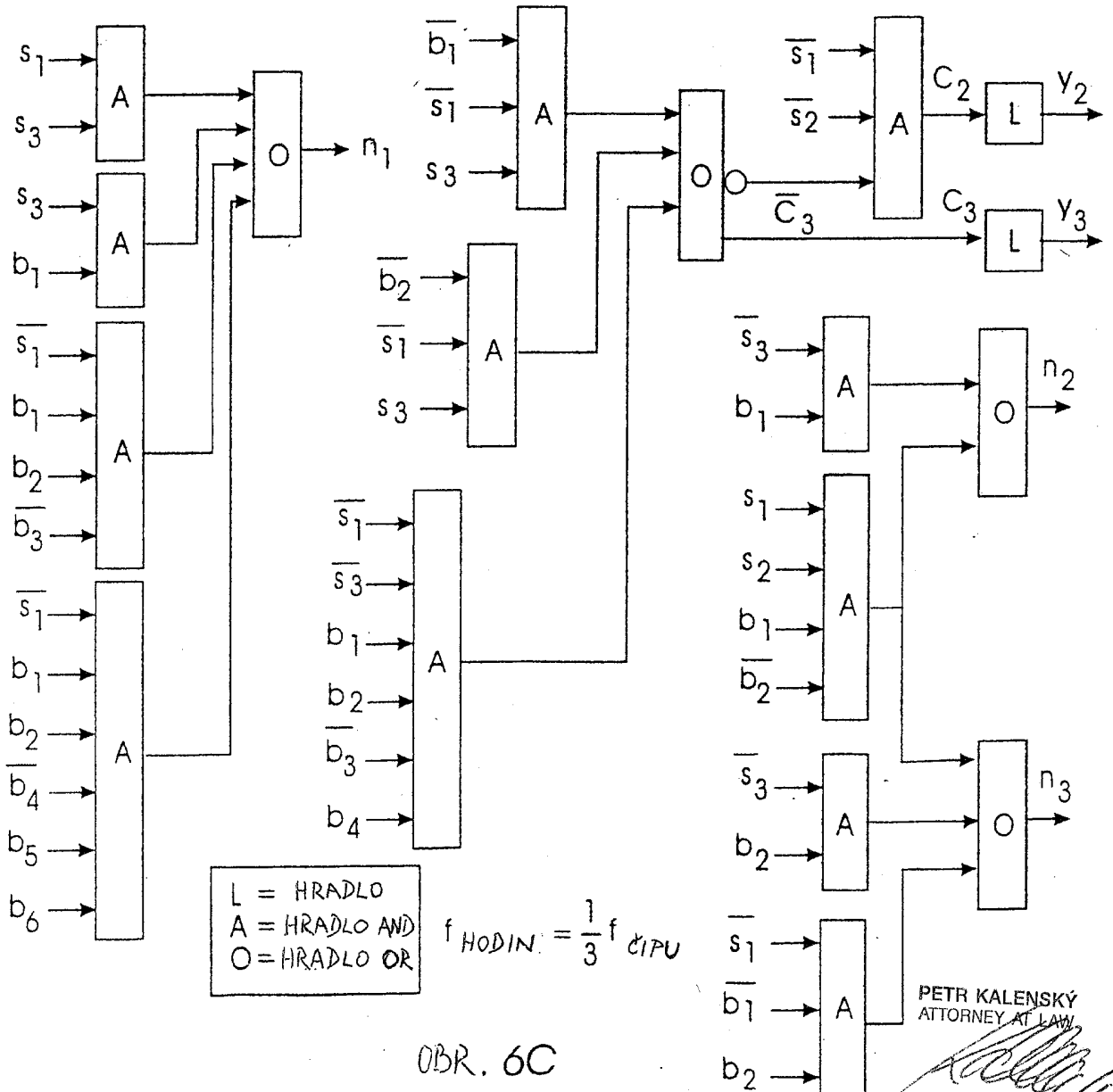
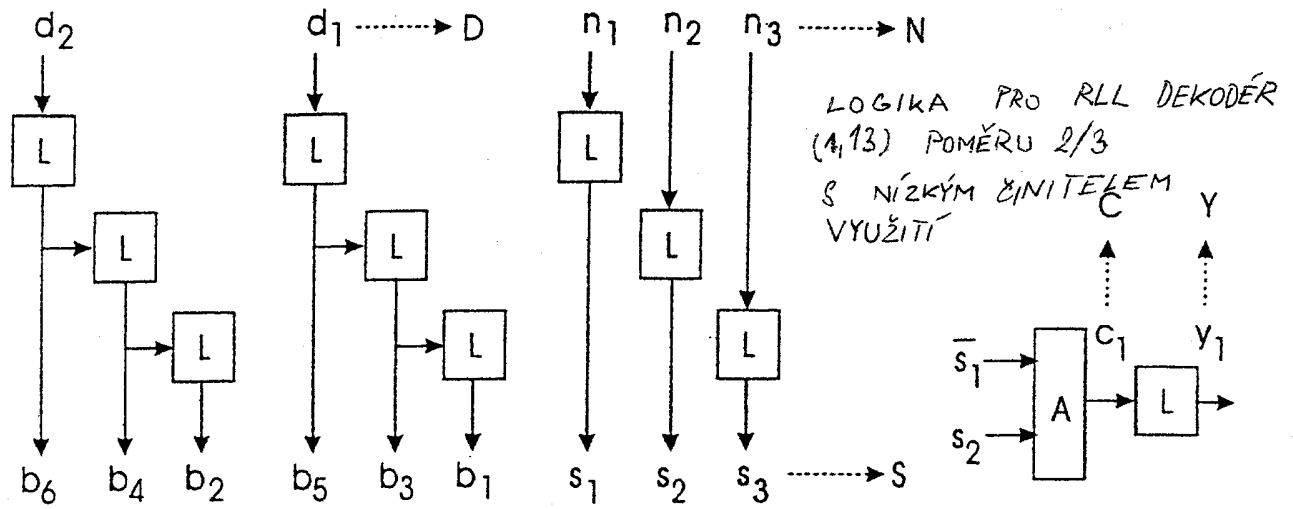


PETR KALENSKY
ATTORNEY AT LAW

OBR. 6B

09.01.01
2001-107

9/12



OBR. 6C

10/12

$R=(r_1r_2r_3)$	$(r_4r_5r_6)$	$(r_7r_8r_9)$	$(r_{10}r_{11}r_{12})$	Dekódovaný Výstup
010	'(000)			00
001	'(000)			01
100	'(000)			10
101	'(000)			11
010	000	'(000)		0111
001	000	'(000)		0110
100	000	'(000)		111
101	000	'(000)		1110
010	000	000	'(000)	001100
001	000	000	'(000)	001101
100	000	000	'(000)	101100
101	000	000	'(000)	101101
010	000	000	000	00111011
100	000	000	000	10111011

DEKÓDOVACÍ TABULKA PRO DEKODÉR (1,13) POMĚRU 2/3 S NÍZKÝM ČINITELEM VYUŽITÍ

OBR. 7A

PETR KALENSKÝ
ATTORNEY AT LAW



DEFINUJEME VEKTORY:

PŘIJATÉ KÓDOVÉ SLOVO: $R = (r_1, r_2, r_3)$
 VNITŘNÍ KÓDOVÁ SLOVA: $Y^4 = (Y_{10}, Y_{11}, Y_{12})$
 $Y^3 = (Y_7, Y_8, Y_9)$
 $Y^2 = (Y_4, Y_5, Y_6)$
 $Y^1 = (Y_1, Y_2, Y_3)$

VNITŘNÍ PROMĚNNÉ:

$$\overline{Z_B} = y_4 + y_5 + y_6$$

$$\overline{Z_C} = y_7 + y_8 + y_9$$

$$\overline{Z_D} = y_{10} + y_{11} + y_{12}$$

$$X^1 = (X^1_1, X^1_2) = (x_1, x_2)$$

$$X^2 = (X^2_1, X^2_2) = (x_3, x_4)$$

$$X^3 = (X^3_1, X^3_2) = (x_5, x_6)$$

ROVNICE DEFINUJÍCÍ RLL
 DEKODÉR(1,13) POMĚRU 2/3

$$U = (u_1, u_2)$$

$$V = (v_1, v_2)$$

$$W = (w_1, w_2)$$

KOMPONENTY X^1 , X^2 A X^3 JSOU VYPOČÍTÁNY NÁSLEDUJÍCÍMI BOOLEOVSKÝMI VÝRAZY:

$$x_1 = v_1$$

$$x_2 = (Y_6 \overline{Z_C}) + (\overline{Z_B} Z_C \overline{Z_D}) + v_2$$

$$x_3 = (Z_B Z_C Z_D) + (\overline{Z_B} Z_C) + w_1 + w_2$$

$$x_4 = (Z_B Z_C \overline{Z_D} y_3) + [\overline{Z_B} Z_C (Z_D + y_6)] + w_2$$

$$x_5 = y_{10}$$

$$x_6 = Z_B Z_C Z_D$$

VEKTORY Y^1, Y^2, Y^3, Y^4, U, V A W , JSOU VÝSTUPY HRADEL;
 JSOU AKTUALIZOVÁNY TAKTO:

$$Y^1 \leftarrow Y^2 \leftarrow Y^3 \leftarrow Y^4 \leftarrow R$$

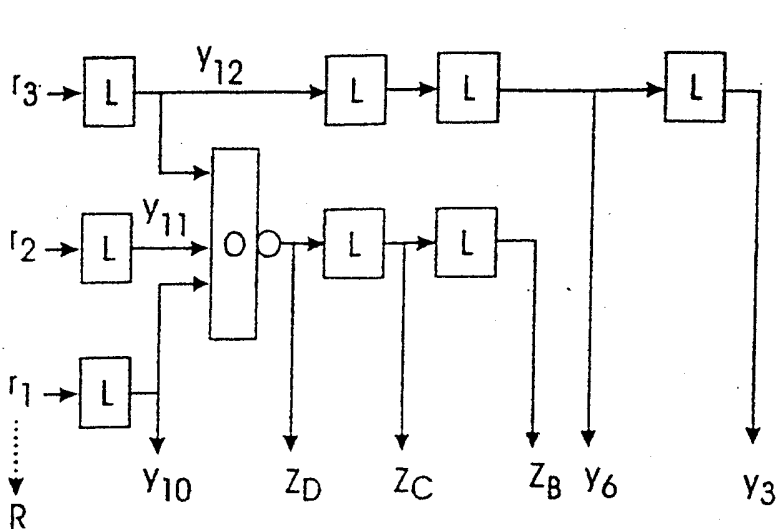
$$W \leftarrow X^3, V \leftarrow X^2, U \leftarrow X^1$$

KDE U PŘEDSTAVUJE DEKÓDOVANÉ DATOVÉ BITY

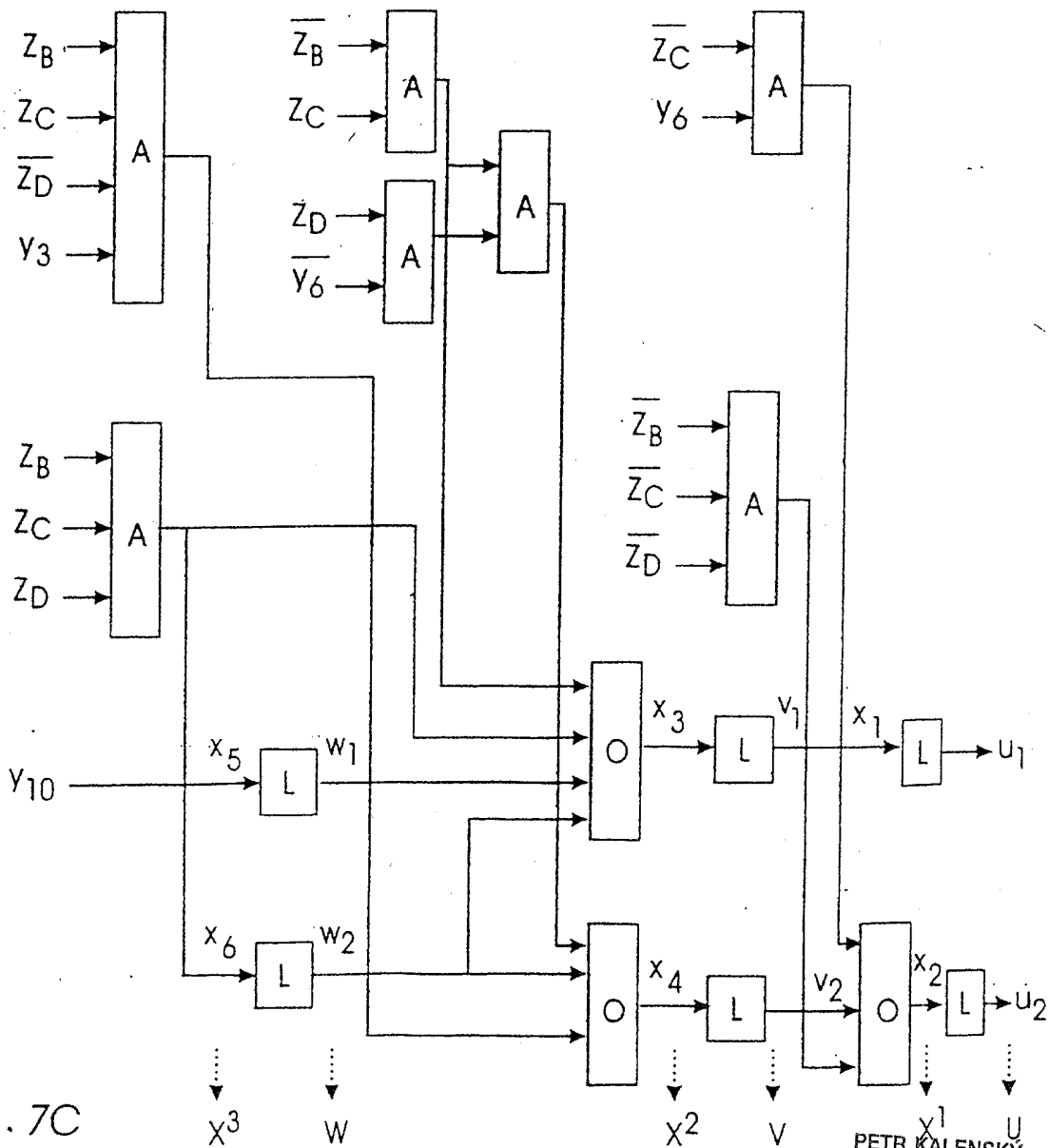
OBR. 7B

PETR KALENSKÝ
 ATTORNEY AT LAW





LOGIKA PRO RLL DEKODÉR
(1,13) POMĚRU 2/3 S NÍZKÝM
Činitelem VYUŽITÍ



OBR. 7C

PETR KALENSKY
ATTORNEY AT LAW