김일성종합대학학보 주체108(2019)년
정보과학 제65권 제2호

π－계산론리의 실시간확장과 실시간통신체계모형화에서의 실현

김용석, 박지혜

위대한 령도자 **김정일**동지께서는 다음과 같이 교시하시였다.

《모든 생산단위에서는 사회적로동을 절약하고 생산의 효과성을 높이며 인민생활을 향상시키고 대외무역을 발전시키는데서 제품의 질을 높이는것이 가지는 중요성을 옳게 인식하고 과학적인 품질관리질서를 철저히 세워 제품의 질을 결정적으로 높여야 합니다.》(《**김정일**선집》 증보판 제15권 68페지)

공학적인 방법으로 쏘프트웨어를 개발하는데서 형식적인 설계방법에 기초한 쏘프트웨어검증은 쏘프트웨어의 품질을 담보하기 위한 중요한 하나의 공정으로 된다.

형식적인 설계방법에서 모형검사에 의한 검증방법과 리론은 반작용체계를 비롯한 실시간 및 병행체계들의 검증에 많이 리용되였다. 특히 최근에 복잡한 실시간통신체계들의 설계정확성을 검증하기 위한 모형화방법들이 연구되고있다.

선행연구[1]에서는 부분품들이 서로 호상작용하는 통신체계들을 서술하기 위하여 π－계산론리를 제안하고 처리들사이의 통신작용에 의하여 처리들을 서술하기 위한 대수적언어를 리용하였다. 리론적으로 π－계산론리는 무한계산뿐아니라 이동 및 병행처리들사이의 통보문교환들을 모형화할수 있다. 많은 경우 처리들은 물리적장치들을 조종하게 되며 이러한 처리들은 시간, 거리, 압력, 가속도 등 물리적량들을 처리하여야 한다. 그러나 종전의 π－계산론리[2]는 병행실시간체계나 가상현실의 물리적체계를 모형화하고 시간 및 다른 물리적량들과 련관된 동작들을 추론하도록 설계되지 못한것으로 하여 이러한 체계들을 원만히 표현할수 없었다. 이러한 문제를 극복하기 위한 π－계산론리에 시간을 추가하는 여러가지 방법들이 제안되였지만 모두 시간을 유한시간구간들로 표현하였다. 즉 시간을 순수 련속량으로가 아니라 리산화하였다. 이 방법들은 극히 작은 시간구간들에서 일어나는 처리들을 표현하거나 추론할수 없는 제한성이 있다.

론문에서는 실시간계수기를 리용하여 확장된 시간π－계산론리를 제안하고 어느 한 기업소의 수위조종체계를 시간π－계산론리로 모형화하는 실시간통신체계모형화방법을 제안하였다.

1. 시간π－계산론리

실시간체계의 앞으로의 동작은 받는 입력/통보문(외부로부터 생성된 신호)의 내용뿐아니라 통보문의 시간표식에도 의존한다. 다시말하여 받고 보내는 통보문의 시간표식은 체계에 의해 규정된 앞으로의 이행들이 수행하여야 할 일정한 시간제약을 만족시켜야 한다는것이다. 이러한 요구를 만족시키기 위하여 계수기와 계수기연산을 도입한다. 또한 받고 보내는 모든 통보문들의 시간정보를 나르기 위한 2개의 새로운 변수들을 도입한다.

첫번째 실수값변수는 통보문의 시간표식이며 두번째 변수는 통보문을 보내는 처리의 계수기이다. π−계산론리에서와 마찬가지로 시간π−계산론리처리들은 호상작용하는 이름(계수기이름을 포함)들을 리용하여 처리의 이행과정을 표현한다. 이 처리들은 그것이 조종할수 있는 계수기들에로의 접근을 가진다는것을 제외하고는 π−계산론리에서의 처리들과 같다. 이것은 어떤 처리가 어떤 통로로 통보문을 보낼 때 통보문의 계수기와 통보문의 시간표식도 보내게 한다는것이다. 즉 통보문들은 3원조《m, t_m, c》에 의하여 표현된다. 여기서 m은 통보문이고 t_m은 m에서의 시간표식이며 c는 t_m을 생성하는데 리용되는 계수기이다.

처리가 자기의 계수기(통보문의 시간표식을 생성하는데 리용되는 계수기)를 보내는것은 중요하다. 그것은 들어오는 통보문의 시간표식과 수신계수기가 그 통보문을 접수하는 처리에 의하여 체계의 시간적요구를 추론하기때문이다.

이름(통로이름과 통로들을 통과하는 비시간계수기이름)들의 무한모임 N을 가정하고 x, y, z, u, v, w를 이름들에서의 메타변수로 리용한다. 또한 계수기이름들의 무한모임 T(N과 T는 공통원소를 가지지 않음)를 가정한다. c, d, e, f를 계수기이름들에서의 메타변수로 리용하며 t_x, t_y, t_z, t_u, t_v, t_w와 때로는 t와 t'를 시간표식을 표현하는데 리용한다.

π−계산론리에서 이름전송의 개념으로부터 시간표식들과 계수기들을 다른 이름으로 취급하며 그것들을 통로를 통하여 전송한다. 통로전송과 마찬가지로 계수기와 시간표식전송은 처리들의 동적인 시간적동작에로 귀착될수 있다.

계수기들은 처리들사이의 전송에 따라 전진하며 모든 계수기들은 같은 비률로 전진한다. 실시간과 계수기들의 개념은 시간자동체로부터 직접 받아들였다.

1) 문장론

시간π−계산론리의 문장론은 실수값계수기들과 계수기연산들의 모임에 토대한다. 이행이 일어날 때 일부 계수기들은 0으로 재설정될수 있다. 임의의 시각에 계수기의 기록은 계수기가 마지막으로 재설정된 때로부터 경과한 시간과 같다. 여기서는 비령행위들만을 론의하기로 한다. 즉 유한개의 이행들은 유한시간내에 일어날수 있다.

계수기연산 C는 다음의 BNF표기법으로 결정된다.

$$C ::= C_c C_r$$

$$C_c ::= (c \sim r)C_c \mid (c - t \sim r)C_c \mid e$$

$$C_r ::= (c := 0)C_r \mid e$$

$$\sim ::= < \mid > \mid \le \mid \ge \mid =$$

여기서 C_c는 계수기제약, C_r는 계수기재설정, c는 T에서의 계수기이름, r는 정의실수모임에 속하는 상수, t는 시간표식변수, e는 빈계수기연산을 표시한다.

계수기재설정은 체계에서 특정한 동작들이 수행된 시간기록에 리용되며 계수기제약은 체계에서 일어나는 각이한 동작들의 시간표식들사이의 시간적제약을 지적한다.

계수기제약을 검사할 때 시간경과를 측정하는 여러가지 방법들이 있다.

시간경과는 다음과 같이 측정되고 추론될수 있다.

① 계수기가 재설정된 마지막시간(이것은 BNF표기로 $(c \sim r)$로 표시)

실례로 전송되는 통보문 m의 제약 $(c<2)$는 m이 계수기 c가 재설정된 때로부터 2s내에 반드시 전송되여야 한다는것을 지적한다.

② 계수기가 받는 통보문의 시간표식과 함께 재설정되는 마지막시간(이것은 $(c - t \sim r)$

로 표시)

실례로 처리 P가 2s간격으로 2개의 통보문들을 련속적으로 전송한다고 가정한다. 첫번째 통보문의 시간표식이 t_1이면 P는 자기의 $c-t_1=2$인 계수기 c우에서 시간 t_2를 선택하며 두번째 통보문을 시간표식 t_2를 가지고 전송한다.

계수기들의 모임 T에 대한 계수기해석 I는 매 계수기에 실수값을 할당한다. 즉 이것은 T에서 R^+에로의 넘기기이다.

I에 의하여 주어진 값에서 C_c가 참으로 되면 그때 T에 대한 계수기해석 I가 계수기제약 C_c를 만족시킨다고 한다.

시간π－계산론리처리들의 모임은 다음과 같이 정의된다.

$M ::= C\overline{x} < y, t_y, c > .P \mid Cx(< y, t_y, c >).P \mid C_\tau .P \mid 0 \mid M + M'$

$P ::= M \mid P \mid P' \mid !P \mid \nu zP \mid [x = y]P$

$C\overline{x} < y, t_y, c > .P$는 계수기연산 C를 수행한 후에 통로 x를 통하여 이름 y와 그것의 시간표식 t_y, 계수기 c를 보내고 P를 수행하는 처리를 표시한다. 만일 계수기연산에 계수기제약이 포함된다면 처리는 이행할 때의 계수기값들에 대하여 시간제약이 만족될 때 통보문을 보낸다. 시간제약이 만족되지 않으면 처리는 비능동으로 된다. 만일 계수기연산이 계수기재설정연산을 포함한다면 처리는 계수기를 재설정한 후에 통보문을 보낸다.

$(c<2)(c:=0)\overline{x} < y, t_y, c > .P$는 계수기 c가 재설정되고 재설정된 때로부터 2s내에 통보문 y가 통로 x우에서 보내져야 한다는것을 나타낸다.

표현 $Cx(< y, t_y, c >).P$는 통로 x우에 있는 통보문을 기다리는 처리를 나타낸다.

$C_\tau .P$는 계수기연산 C를 수행한 후에 곧 P로 진화될수 있다. 처리 0은 휴식이다. 즉 아무것도 하지 않는 처리이다.

연산자 $+$와 $\mid$는 시간π－계산론리처리들의 비결정성선택과 합성에 리용된다.

반복 $!P$는 무한합성 $P \mid P \mid \cdots$으로 생각할수 있다.

제약 νzP는 z를 속박통로로 하는 P로 동작한다. 그 의미는 z가 다른 처리들이나 환경과 통신하는 바깥통로로 리용될수 없다는것이다.

$[x = y]P$는 x와 y가 같은 이름일 때 P로 진화된다.

$\overline{x} < y, t_y, c >$와 $x(< y, t_y, c >)$, τ를 접두사라고 하며 α로 표시하기로 한다.

실례 1 표현 $x(< m, t_m, c >).(c - t_m > 5)\overline{y} < n, t_n, c >$는 통로 x우에서 통보문 m을 접수하고 m이 보내진 시각으로부터 5s후에 통보문 n을 보내는 처리를 표시한다. 즉 처리는 계수기 c를 리용하여 $c - t_m > 5$인 c우에서 시간 t_n을 선택하여 통로 y로 n을 시간표식 t_n과 함께 보낸다.

2) 의미론

시간π－계산론리에 의하여 표현된 체계의 동작을 리해하기 위하여 처리들이 수행할수 있는 동작들을 정의하여야 한다.

시간π－계산론리에서 이행은 식 $P \xrightarrow{\alpha_t} Q$로 표시된다. 직관적으로 이 이행은 P가 시간동작 α_t를 수행하면서 Q로 진화될수 있다는것을 의미한다.

시간π－계산론리의 연산적의미론은 다음과 같다.

$$\text{TAU}\frac{[C_c]}{C_cC_r\tau.P\xrightarrow{C_r.<\tau,\,t>}P}$$

$$\text{OUT}\frac{[C_c]}{C_cC_r\bar{x}<y,t_y,c>.P\xrightarrow{C_r.\bar{x}<y,\,t_y,\,c>}P}$$

$$\text{INP}\frac{[C_c\{d/c\}]}{C_cC_rx<z,t_z,c>.P\xrightarrow{C_c\{d/c\},\,x(<y,\,t_y,\,d>)}P\{y/z,\,t_y/t_z,\,d/c\}},\ y\notin fn(\nu zP)$$

$$\text{MAT}\frac{P\xrightarrow{\alpha_t}P'}{[x=x]P\xrightarrow{\alpha_t}P'}$$

$$\text{SUM}\frac{P\xrightarrow{\alpha_t}P'}{P+Q\xrightarrow{\alpha_t}P'}$$

$$\text{PAR}\frac{P\xrightarrow{\alpha_t}P'}{P\,|\,Q\xrightarrow{\alpha_t}P'\,|\,Q},\quad bn(d_t)\cap fn(Q)=\phi$$

$$\text{COM}\frac{P\xrightarrow{C_r.\bar{x}<y,\,t_y,\,c>}P'\,Q\xrightarrow{C'_r.x<z,\,t_z,\,d>}Q'}{P\,|\,Q\xrightarrow{C_r.C'_r.<\tau,\,t>}P'\,|\,Q'\{y/z,\,t_y/t_z,\,c/d\}}$$

$$\text{CLOSE}\frac{P\xrightarrow{C_r.\bar{x}<z,\,t,\,c>}P'\ \ Q\xrightarrow{C'_r.x<z,\,t,\,c>}Q'}{P\,|\,Q\xrightarrow{C_r.C'_r.<\tau,\,t>}\nu z(P'\,|\,Q')},\ z\notin fn(Q)$$

$$\text{RES}\frac{P\xrightarrow{\alpha_t}P'}{\nu zP\xrightarrow{\alpha_t}\nu zP'},\ z\notin n(\alpha_t)$$

$$\text{OPEN}\frac{P\xrightarrow{C_r.x<y,\,t_y,\,c>}P'}{\nu yP\xrightarrow{C_r.\bar{x}<y,\,t_y,\,c>}P'},\ y\neq x$$

$$\text{REP}-\text{ACT}\frac{P\xrightarrow{\alpha_t}P'}{!P\xrightarrow{\alpha_t}P'\,|\,!P}$$

$$\text{REP}-\text{COM}\frac{P\xrightarrow{C_r.\bar{x}<y,\,t,\,c>}P'\ \ P\xrightarrow{C'_r.x(<y,\,t,\,c>)}P''}{!P\xrightarrow{C_r.C'_r.<\tau,\,t>}(P\,|\,P'')\,|!P}$$

$$\text{REP}-\text{CLOSE}\frac{P\xrightarrow{C_r.\bar{x}<z,\,t,\,c>}P'\ \ P\xrightarrow{C'_r.x(<z,\,t,\,c>)}P''}{!P\xrightarrow{C_r.C'_r.<\tau,\,t>}(\nu z(P'\,|\,P''))\,|!P}$$

3) 성질

처리가 $P\equiv\sum_i C_{ci}C_{ri}\alpha_iP_i$ 이고 $Q\equiv\sum_j C'_{cj}C'_{rj}\beta_jQ_j$ 라고 하자. 여기서 α_i 와 β_i 는 접두사이고 모든 i 에 대하여 $bn(\alpha_i)\cap fn(Q)=\phi$ 이며 모든 j 에 대하여 $bn(\beta_j)\cap fn(P)=\phi$ 이다.

이때

$$P\,|\,Q\approx\sum_i\sum_j E_iC_{ri}\alpha_i.F_jC'_{rj}\beta_j.(P_i\,|\,Q_j)+$$
$$+\sum_j\sum_i G_jC'_{rj}\beta_i.H_jC_{ri}\alpha_i.(P_i\,|\,Q_j)+\sum_{\alpha_i\mathrm{comp}\beta_j}TC_{ri}C'_{rj}\tau.R_{ij}$$

로 표시된다.

실례 2 $P=(c<1)\bar{x}<z, t_z, c>, Q=(c<0.5)(c:=0)x(<w, t_w, c>)$ 라고 할 때 다음과 같이 표시된다.

$$P|Q\approx(c<0.5)\bar{x}<z, t_z, c>.(c<0.5)(c:=0)x(<w, t_w, c>)+(c<0.5)(c:=0)$$
$$x(<w, t_w, c>).(c<1-t_w)\bar{x}<z, t_z, c>+(c<0.5)(c:=0)\tau$$

2. 시간π－계산론리의 응용

어느 한 기업소의 수위조종체계는 여러개의 물탕크에서 일정한 수위를 보장하기 위한 조종체계이다. 물탕크에는 감소되는 물의 량을 보충하는 발브가 있으며 물의 높이를 일정하게 유지하기 위한 수감부와 발브를 조종하는 조종기가 있다.

발브의 열기와 막기조종은 안전성과 유용성속성들이 담보되도록 조종기에 의하여 조종되여야 한다.

① 안전성속성은 물탕크의 수위가 안전수치를 넘으면 발브는 반드시 막아져있어야 한다는것이다.

② 유용성속성은 수위가 안전수치에 가닿지 못한 경우 즉 필요한 물량이 보장되지 못한 경우에는 발브가 반드시 열려있어야 한다는것이다.

체계를 간단히 3개의 구성부분 즉 수위가 안전수치보다 높은가, 낮은가를 수감하는 수감부, 발브와 수감부의 신호를 받아 조종하는 조종기로 볼수 있다.

조종기는 매 물탕크에 있는 수감부들로부터 각이한 신호들을 받는다. 조종기가 서로 다른 수감부들로부터 혼합된 신호를 받지 않도록 하기 위하여 매 수감부는 조종기와 전용통로로 통신한다. 또한 조종기는 매 발브들과 전용통로로 통신한다.

물탕크조종체계를 그림 1에 보여주었다.

그림 1. 물탕크조종체계

그림 1은 체계의 간단한 모형이다. 여기서 매 대상은 체계의 부분품을 표시하며 화살표식은 부분품들사이의 통신 즉 통보문전송을 나타낸다.

수위조종체계의 매 부분품에 대한 시간자동체를 그림 2에 보여주었다.

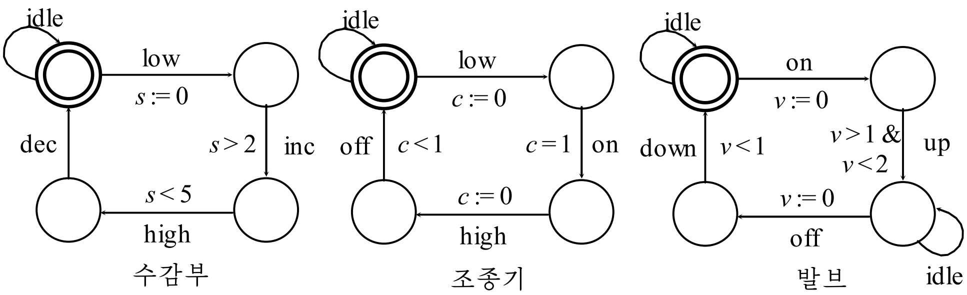

그림 2. 수위조종체계의 매 부분품에 대한 시간자동체

그림 2에서 체계의 동작은 그라프적으로 보여준 병행처리들의 모임으로 볼수 있다. 그림 2에서 보여준 수위조종체계의 설계는 수감부가 조종기에로 낮음(높음)신호를 보내는 사이의 지연을 고려하지 않았다. 이 설계에서 수감부와 조종기가 동시에 낮음(높음)신호를 받으며 조종기는 그 신호를 받은 때로부터 반드시 1s만에 발브를 열거나 막으라는 신호를 보낸다고 가정한다.

반대로 시간π－계산론리에 의하여 수위조종체계의 명세서에서는 지연을 고려하며 따라서 수감신호의 시간표식과 계수기에 대한 체계의 모든 시간관련추론이 진행된다.

이 체계의 처리들에 대한 시간π－계산론리표현들을 보기로 하자. 수감부에 대한 π－계산론리표현에서 2개의 τ동작들은 물탕크안의 내부동작 즉 물의 증가(increase)와 감소(decrease)에 대응한다. 마찬가지로 발브에 대한 π－계산론리표현에서 첫번째 τ는 발브의 내부동작열기(up)를 표시하며 두번째 τ는 내부동작막기(down)에 대응된다.

처리들에 대한 시간π－계산론리표현은 다음과 같다.

① proc(seonsor, nu(out(ch1, (pc, sp, s)), in(reset(p), pc, (low, sl, s)), tau(s>2), out((s<5), pc, (high, sh, s)), tau(_)))

② proc(controller, in(ch1, (pc, sp, c)), in(pc, (x1, t1, c)), out((c=1)(c:=0), ch2, (on, t1, c)), in(pc, (x2, t2, c)), out((c<1)(c:=0), ch2, (off, t2, c)))

③ proc(valve, in(ch2, (x, tx, g)), choice(match(x=on, tau((g>1)(g<2)), match(x=off, tau (g<1))))

호상귀납과 제약들로 확장된 론리형프로그람(Logical Programming)으로의 시간π－계산론리의 실현은 다음과 같다.

$$\begin{aligned}
\text{sensor} \equiv\ & \nu pc\,\overline{ch1} < pc,\ sp,\ s > . \\
& (s := 0)\overline{pc} < low,\ sl,\ s > . \\
& (s > 2)\tau. \\
& (s < 5)\overline{pc} < high, sh, s > .\tau \\
\text{controller} \equiv\ & ch1 < pc,\ t,\ c > .pc(< x1,\ t1,\ c >). \\
& (c = 1)(c := 0)\overline{ch2} < on, tl, c >. \\
& pc(< x2,\ t2,\ c >). \\
& (c - t2 < 1)(c := 0)\overline{ch2} < off,\ t2,\ c > \\
\text{valve} \equiv\ & ch2(< x, tx, g >). \\
& ([x = on](g > 1)(g < 2)\tau + [x = off](g < 1)\tau)
\end{aligned}$$

3. 효과성분석

시간π－계산론리의 연산적의미론에서는 다음의 문제들에 대한 처리가 필요하다.

① 이동성/병행처리들을 π－계산론리로 표현

② 계수기제약들은 련속시간우에서 결정

③ 시간π－계산론리에서(π－계산론리에서와 마찬가지로) 무한계산들은 무한반복연산자(!)를 리용하여 정의

연산적의미론은 시간π—계산론리표현에 대한 해석프로그람으로 생각할수 있으며 실시간체계들의 모형화와 검증에 리용될수 있다.

시간π—계산론리로 모형화된 실시간통신체계들은 이미 개발된 모형검증도구들에 의하여 그 정확성과 안전성이 담보되였다. 따라서 실시간통신체계들의 시간적속성을 리산량이 아니라 련속량그대로 모형화할수 있는 실시간π—계산론리의 효과성이 증명되였다.

맺 는 말

실시간계수기를 리용하여 확장된 시간π—계산론리를 제안하고 어느 한 기업소의 수위조종체계를 시간π—계산론리로 모형화함으로써 실시간통신체계들의 모형화에서 제기되는 문제들을 해결하였다.

참 고 문 헌

[1] L. Jianxiao et al.; Using Pi-calculus to Model Web Service Interaction, 9, 5, 1759, 2013.
[2] 김일성종합대학학보(자연과학), 63, 10, 32, 주체106(2017).

주체108(2019)년 2월 5일 원고접수

An Extension of π−Calculus with Real−Time and its Realization in Modelling Real−Time Communication Systems

Kim Yong Sok, *Pak Ji Hye*

In this paper, we consider an extension of π-calculus with real-time as a powerful formalism for describing real-time communication systems.

Key words: π-calculus, π-calculus with time, real-time system